B 7922 F

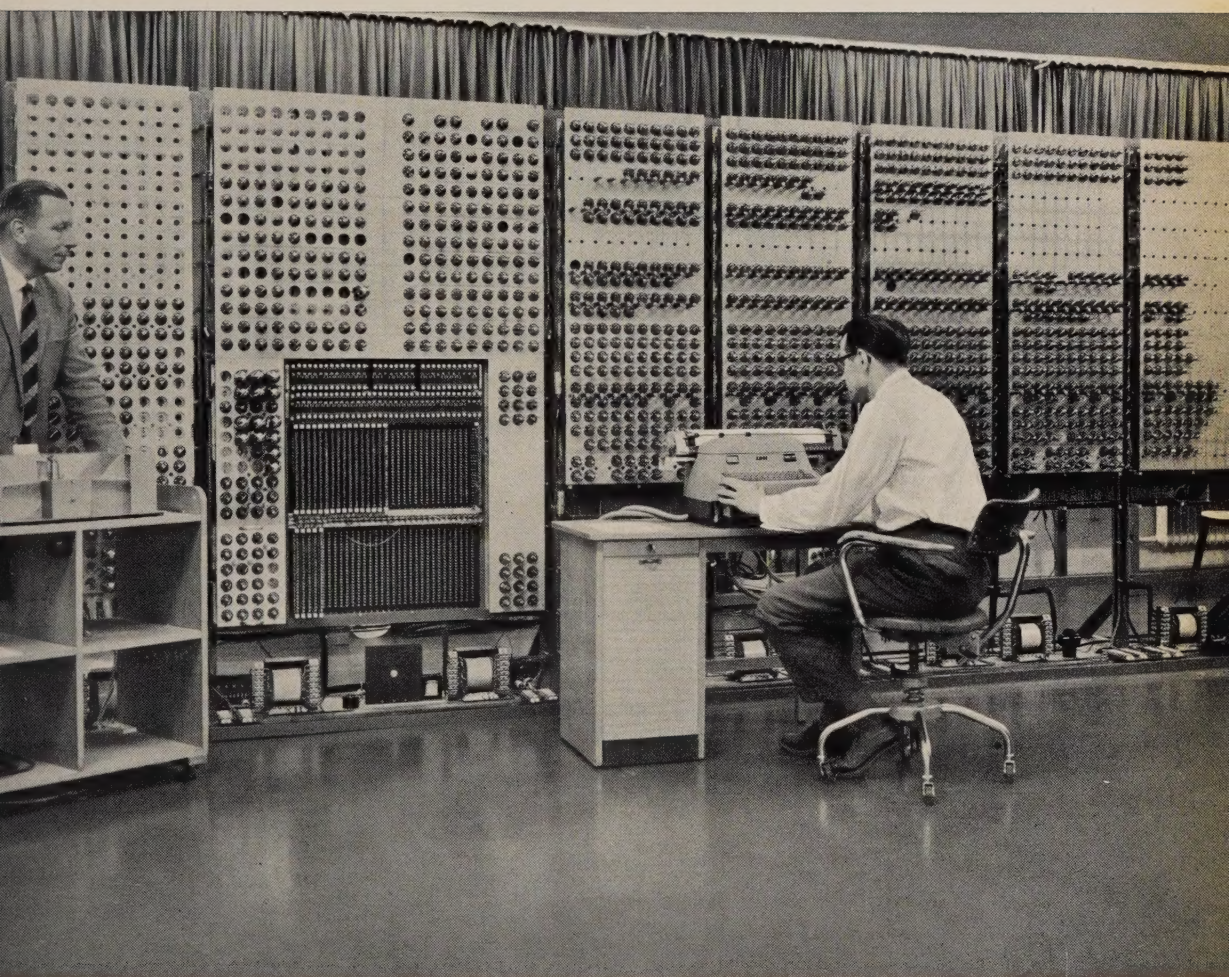
Heft 2 Seite 45-92 3. Jahrgang April 1961
R. Oldenbourg München und Wien

ER

Postverlagsort München

Elektronische Rechenanlagen

Zeitschrift für Technik und Anwendung der Nachrichtenverarbeitung in Wissenschaft Wirtschaft und Verwaltung



Rechenanlage G 3 im Münchener Max-Planck-Institut für Physik und Astrophysik

Taktfrequenz
2 MHz

Parallelrechnen

Simultanarbeit

Vorrangsteuerung

Mikroprogramm-
steuerung

Digitalrechenanlage
TR 4

Digitalrechenanlage TR 4

Transistorisierter Parallelrechner hoher Operationsgeschwindigkeit (Taktfrequenz 2 MHz) mit Dual- und Dezimalarithmetik.
Fest- und Gleitkomma.
Simultanarbeit der einzelnen Werke.
Vorrangsteuerung der Ein- und Ausgabe.

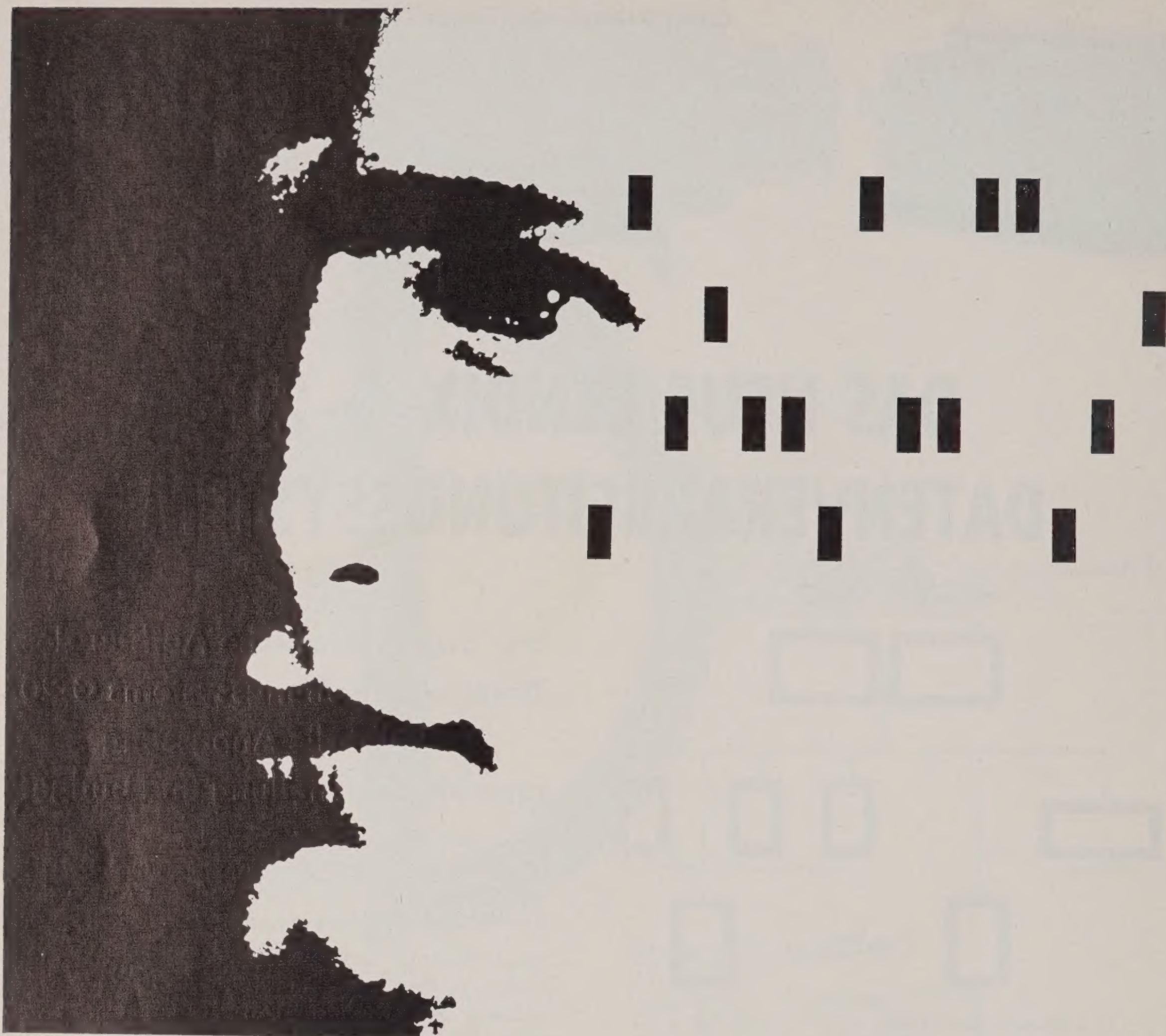
Speicherwerk
- Arbeitsspeicher für maximal 28 672 Wörter
- Festspeicher für maximal 4096 Wörter
- Indexspeicher für 256 Kurzwörter (Adressen).

Befehlswerk
- Mikroprogrammsteuerung mit über 200 verschiedenen Befehlen.

Ein- und Ausgaberegister
- Maximal 8 Register an die bis zu je 8 verschiedene Ein- und Ausgabegeräte angeschlossen werden können.

Ein- und Ausgabegeräte
- Magnetbandgeräte
- Lochstreifen- und Lochkartengeräte
- Schnelldrucker.

Rechenzeiten (Festkomma dual)
- Addition: 5 μs
- Multiplikation: 30 μs .
- Division: 150 μs.



Elektronische Rechenanlagen

Zeitschrift für Technik und Anwendung der Nachrichtenverarbeitung in Wissenschaft, Wirtschaft und Verwaltung.

Unter Mitwirkung des Fachausschusses 6 „Informationsverarbeitung" der Nachrichtentechnischen Gesellschaft im VDE (NTG) herausgegeben im Verlag R. Oldenbourg, München und Wien.

Schriftleitung:

Dr. rer. nat. K. Becker-Berke, Sindelfingen
Dr. rer. nat. H. Billing, München,
Dr.-Ing. H.-J. Dreyer, Stuttgart,
Dr. rer. nat. R. Herschel, Ulm,
Dr. phil. nat. H. Kaufmann, München,
Dr. techn. H. Zemanek, Wien

Büro der Schriftleitung:

D. Kroneberg, München 8, Rosenheimer Straße 145 und 1 bis, Rue Vaneau, Paris 7ème

Verlag und Anzeigenverwaltung:

R. Oldenbourg, München 8, Rosenheimer Straße 145, Telefon: 4 59 21, Fernschreiber: 05/23789
R. Oldenbourg, Ges. m. b. H., Wien III, Neulinggasse 26, Telefon: 72 62 58

Bezugsbedingungen:

Die Zeitschrift »Elektronische Rechenanlagen« erscheint zweimonatlich, jeweils im Februar, April, Juni, August, Oktober, Dezember.
Bezugspreis DM 54,— (Ausland DM 56,—) im Jahr zuzüglich Zustellgebühr, Einzelheft DM 12,—. Postscheckkonto München Nr. 5004, R. Oldenbourg.
Mitglieder der Nachrichtentechnischen Gesellschaft im VDE (NTG) zahlen den ermäßigten Bezugspreis von DM 43,20 im Jahr, sofern sie ihre Bestellung an die NTG-Geschäftsstelle in Frankfurt a. M., Osthafenplatz 6, richten.

Mitteilungen über die Inhaber- und Beteiligungsverhältnisse des Verlages R. Oldenbourg auf Grund des Bayerischen Gesetzes über die Presse vom 3. 10. 1949: Die Gesellschafter-Anteile befinden sich im Besitz der R. Oldenbourg K.G., München, Rosenheimer Straße 145. Persönlich haftende Gesellschafter: Eberhard Oldenbourg, Verlagsbuchhändler, München, Wilhelmstr. 13; Dr. Rudolf Oldenbourg Verlagsbuchhändler, München-Solln, Karl-Singer-Straße 5; Horst Kliemann, Verlagsbuchhändler, München 19, Falterstr. 4; Kommanditisten: Mathilde v. Bomhard, München, Sternwartstr. 5; Gabriele v. Bomhard, München 13, Pettenkoferstr. 48/III; Cilla v. Cornides, Rieden/Tirol; Dr. Karl v. Cornides, Verlagsbuchhändler, Wien III, Neulinggasse 26; Wilhelm v. Cornides jr., Verlagsbuchhändler, Oberursel/Taunus, An der Heide 35; Frl. Cilla v. Cornides, München, Robert-Koch-Straße 18/IV; Brigitte Fertl, München, Borschtallee 30; Dipl.-Ing. Hans A. Fieser, Dir., Gauting, Waldpromenade 62; Irmgard Fieser, Gauting, Waldpromenade 62; Annemarie Günther, Rieden/Tirol; Dr. Helene Hahn, Bremen-Blumenthal, Landrat-Christians-Straße 79; Marie-Hedwig Köpfer, Essen-Werden, Laupendahler Landstraße 17; Eva Lange, Bonn/Rhein, Baumschulallee 10; Maria Freifrau v. Meyern-Hohenberg, München, Kopernikusstr. 11/IV; Edith Müller, Hamburg 39, Clärchenstr. 22; Inge v. Negelein, München 27, Denninger Str. 34; Consuelo Oldenbourg, München, Viktor-Scheffel-Straße 10/I; Emmy Oldenbourg, Rieden/Tirol; Gertrud Oldenbourg, Bremen, Friedrich-Karl-Straße 80; Dr. Julio C. Oldenbourg, São Paulo/Brasilien, Rua Alagoas 676; Marga Oldenbourg, München, Wilhelmstr. 13; Walter Oldenbourg, Verlagsbuchhändler, München-Solln, Irmgardstr. 27; Wilhelm Oldenbourg, Verlagsbuchhändler, München-Solln, Karl-Singer-Straße 5; Wolfgang Oldenbourg, Kaufmann, München-Trudering, Waldschulstr. 75; Brigitte Reiner, Haar b. München, Vockestr. 82; Friedrich Rosenkranz, München 27, Denninger Str. 34; Ilse Rosenkranz, München 27, Denninger Str. 34; Sophie Schmid, Bad Reichenhall, Wisbacherstr. 4; Gräfin Inge Schönborn, München, Sternwartstr. 5; Ilse Schröder, Holsteinlaan 24, Den Haag; Luise Sieper, München, Donnersberger Straße 24; Hedwig Freifrau v. Stengel, Grünwald b. München, Gasteigweg 1.

Druck: R. Oldenbourg, Graphische Betriebe GmbH, München 8, Rosenheimer Straße 145

INHALT Heft 2 · 1961

Notizen und Berichte 50

Das Porträt

Alan M. Turing 53

Beiträge

Zur Simultanverarbeitung mehrerer Programme von H. Donner und K. Leipold 54

Ein Verfahren zur Berechnung von Optimalfiltern auf dem Analogrechner von W. Giloi 61

Die maschinelle Fertigungsdisposition

Teil 5: Maschinenbelastung und Kapazitätsausgleich von H. Arnold und M. Wolters . . 66

Teil 6: Organisatorische Vorbereitungen von H. Bossert 70

Das Sortieren von Magnetband-Daten in einfachen Buchungsanlagen von W. de Beauclair 75

Apparate und Anlagen 81

Buchbesprechungen 86

CONTENTS

Briefs 50

Portrait

Alan M. Turing 53

Papers

Simultaneous processing of several programs by H. Donner and K. Leipold 54

An analog computation method for optimum filters by W. Giloi 61

Production planning and control by computer

Part 5: Machine loading and production capacity scheduling by H. Arnold and M. Wolters 66

Part 6: Organisational preparations by H. Bossert 70

Sorting of magnetic tape data in simple accounting systems by W. de Beauclair . . . 75

Apparatus and Equipment 81

Book Reviews 86

Elektronische Rechenanlagen

Zeitschrift für Technik und Anwendung der Nachrichtenverarbeitung in Wissenschaft, Wirtschaft und Verwaltung

3. Jahrgang 1961, Heft 2

Die Fachbuchschau Deutscher Verleger, in diesem Jahr zum 18. Mal auf der Industriemesse in Hannover von einer wohlbekannten Buchhandlung gezeigt, bietet einen Querschnitt durch die Produktion von Fachliteratur, wie er breiter und zugleich konzentrierter kaum anderwärts zu sehen ist. Rund 150 verschiedene Zeitschriften und über 1000 Buchveröffentlichungen aus allen technischen Disziplinen vermitteln dem Besucher das Bild einer geistigen Aktivität, die durch ihre Vielfalt fast erdrückend wirken möchte. Sieht sich doch jeder beliebige Fachmann hier immer wieder Titeln gegenüber, die er nur schwer in das eigene geistige Schema einzuordnen weiß, und die ihm deutlich machen, wie eng die Grenzen jeden Wissens heutzutage gezogen sind. Natürlich wird man aus der Fülle des Gebotenen sein eigenes Arbeitsgebiet mit mehr oder weniger sicherem Griff herausfinden, wird sich dort wohl auch ,,zu Hause'' fühlen, aber ein gewisses Unbehagen angesichts der Nachbargebiete läßt sich doch nicht verwinden. Nur angesichts der Nachbargebiete?

Dieses Unbehagen, herrührend von dem Verlangen, in einer Phase schnellster technischer Entwicklungen trotz Qualifikation auf Spezialgebieten die große Linie nicht zu verlieren, erfüllt alle, die auf Weiterbildung, also auf Fachliteratur angewiesen sind. Die Lage des einzelnen Lesers, besonders des jungen Lesers, erscheint in der Tat zunächst hoffnungslos, wenn man sich klarmacht, daß es ja zweier Voraussetzungen bedarf, um Literatur mit Gewinn zu benutzen. Zunächst einmal braucht man eine möglichst umfassende Kenntnis der Titel, die auf einem bestimmten Gebiet erschienen sind. Diese Kenntnis muß außerdem auf dem jeweilig letzten Stand gehalten werden, was in sich bereits eine Arbeit von nicht unbeträchtlichem Ausmaß erfordert. Zeitschriftenlesen, Buchbesprechungen und Verlagskataloge leisten hier ihr mögliches, aber die Initiative bleibt letzten Endes doch dem Leser und seiner Findigkeit überlassen. Hat nun jemand diese Übersicht über die für ihn möglicherweise wichtigen Titel entwickelt, so ergibt sich das zweite, ungleich schwierigere Problem, nämlich die Auswahl. Denn kaum jemand hat genügend Zeit, all das zu lesen, was auf seinem Gebiet publiziert wird. Es wäre, davon abgesehen, auch nicht von Nutzen, da ja nicht jede Publikation von erstrangiger Qualität sein kann und außerdem nicht jedes hervorragende Buch jedem Leser zusagen wird. Eine Auswahl also will getroffen werden, und auch hier bleibt die Initiative beim Leser, denn der Verleger kann ja nur bis zu einem gewissen Grade ,,vorsortieren'' und immer nur nach *seinem* Ermessen.

Aus all dem läßt sich deutlich die sehr maßgebliche Funktion erkennen, die einer Fachzeitschrift zufällt. Während das Buch nämlich entweder Nachschlagewerk oder Lehrbuch oder Querschnitt oder Zusammenstellung ist, soll die Fachzeitschrift — wie schon der Name sagt — ein zeitgerechtes Bild der Entwicklung liefern, aus dem sich Wachstum und Richtung eines Sachgebietes ablesen lassen. Aus der Notwendigkeit für alle Beteiligten, über ein derart zeitgerechtes Bild zu verfügen, erklärt sich die Tatsache, daß jedes neue Gebiet alsbald seine Fachzeitschrift aus sich hervorbringt, oft gleich mehrere, und daß diese Zeitschriften selbst in ihrer heutigen Überfülle keineswegs nur publiziert, sondern auch gelesen werden.

Hat die Fachzeitschrift allein durch ihre Dynamik schon Existenzberechtigung, so hängt trotzdem nahezu all ihr Erfolg davon ab, wie sie verwaltet und gestaltet wird. Das ist nicht immer nur eine Frage der geeigneten Persönlichkeiten in Schriftleitung, Verlag und unter den Autoren, sondern beruht zu einem nicht geringen Teil ebenso auf der Art des behandelten Gebietes selbst (man denke an militärische oder auch kommerzielle Geheimhaltungsvorschriften u. ä.). Und schließlich darf nicht verschwiegen werden, daß auch jener unberechenbare Faktor ,,Glück'' seine Rolle spielt, die durchaus nicht immer nur eine Nebenrolle zu sein braucht.

Erinnern wir uns abschließend an das oben Gesagte, als von dem Wunsch des Spezialisten die Rede war, der die Entwicklung seines Fachgebietes verfolgen muß, und der doch die große Linie nicht verlieren möchte: Wie naheliegend — und wie schön — wäre es, wenn eine Fachzeitschrift auch diesem Wunsch Rechnung tragen könnte. In vollem Ausmaß wird sie dies allein wegen des vorgegebenen Umfangs nicht leisten; sie ist unbedingt auf wohlabgestimmtes, begleitendes Buch-Schrifttum angewiesen, und diese Ausgabe soll bei den ,,Elektronischen Rechenanlagen'' u. a. eine soeben begonnene Reihe von ,,Beiheften'' übernehmen. Daß aber die Zeitschrift ,,Elektronische Rechenanlagen'' schon durch die Breite ihrer Aufgabenstellung besondere Möglichkeiten hat, einen vielseitigen Überblick zu bieten, bedarf keiner Unterstreichung. Ob und inwieweit sie sich dieser Möglichkeiten bisher angenommen hat, mag der Leser entscheiden.

R. Oldenbourg

Notizen und Berichte

IFIP-Kongreß 1962. Aufruf zur Anmeldung von Vorträgen. Die *IFIPS (International Federation of Information Processing Societies)* wird vom 27. August bis zum 1. September 1962 in München einen Kongreß abhalten. Gegenstand des Kongresses werden alle Gesichtspunkte der Informationsverarbeitung und der digitalen Rechenanlagen sein einschließlich folgender Teilgebiete:

1. Business Information Processing: z. B. Datenverarbeitung in Handel, Industrie und Verwaltung.
2. Scientific Information Processing: z. B. numerische Mathematik; Rechenverfahren der angewandten Mathematik, Statistik und Technik; Datenreduktion; Probleme der Unternehmensforschung.
3. Real Time Information Processing: z. B. Reservierungssysteme; Regelung durch Rechenanlagen; Verkehrsregelung; Analog-Digital-Konvertierung.
4. Storage and Retrieval of Information: z. B. Speichervorrichtungen; Bibliothekskataloge.
5. Language Translation and Linguistic Analysis.
6. Digital Communication: z. B. Verschlüsselung; Entschlüsselung; fehlerentdeckende und fehlerkorrigierende Codes für digitale Datenübertragung.
7. Artificial Perception and Intelligence: z. B. Zeichenerkennung; biologische Modelle; lernende Maschinen; Automatentheorie.
8. Advanced Computer Techniques: z. B. logischer Entwurf; logische Elemente; Speichervorrichtungen; überschnelle Rechenmaschinen; Programmierungsmethoden; ALGOL.
9. Ausbildung: z. B. Auswahl und Schulung von Rechenmaschinenspezialisten; Einführung von Nichtspezialisten in den Gebrauch von Rechenmaschinen; Informationsverarbeitung im Hochschullehrplan.
10. Verschiedenes: z. B. die Ausbreitung des Gebietes der Informationsverarbeitung.

In jeder Kategorie sollen, soweit möglich, Anwendung digitaler Rechenanlagen, Programmierung, Systementwurf, logischer Entwurf, Ausrüstung und Einzelteile behandelt werden.

Vortragsanmeldungen, begleitet von einer Zusammenfassung in englischer Sprache im Umfang von 500 bis 1000 Worten, sollen bis *15. September 1961* an den DARA-Programmausschuß für IFIP-Kongreß 62 (*Obmann*: Prof. Dr. *F. L. Bauer*, Institut für Angewandte Mathematik der Johannes-Gutenberg-Universität, Mainz, Jakob-Welder-Weg 7; *stellvertretender Obmann:* Dr. *H. Billing*, Max-Planck-Institut für Physik und Astrophysik, Institut für Astrophysik, Abt. Numerische Rechenmaschinen, München 23, Aumeisterstr.) eingereicht werden.

Die Vortragsanmeldungen werden auf Grund der Zusammenfassungen vom internationalen Programm-Komitee der IFIPS geprüft werden. Die Autoren der angenommenen Zusammenfassungen werden bis zum März 1962 eine Aufforderung erhalten, ihre vollständigen Manuskripte (in Französisch oder Englisch) dem Programm-Komitee zur endgültigen Prüfung vorzulegen.

Zusätzlich zu den ausgewählten Vorträgen werden Vorträge auf Einladung, Symposien und vorbereitete Diskussionen (,,panel discussions") stattfinden. Anregungen hierfür mögen ebenfalls an den DARA-Programmausschuß gerichtet werden.

IFIP-Ausstellung 1962

In Verbindung mit dem IFIP-Kongreß wird im Ausstellungspark München, Theresienwiese, vom 26. August bis 2. September 1962 eine Ausstellung abgehalten werden, auf der neben vollständigen datenverarbeitenden Anlagen auch zugehörige Geräte wie Drucker, Locher, Speicher. Magnetbandgeräte usw. gezeigt werden sollen. An der Ausstellung interessierte Firmen werden gebeten, sich wegen näherer Einzelheiten an ,,Herrn *Seifert*, Verein Ausstellungspark, Abteilung Ausstellungen, München 12, Postschließfach 62" zu wenden.

●

Als ersten bedeutsamen Schritt zur Neugestaltung der Flugsicherungskontrolle in der Bundesrepublik hat die Bundesanstalt für Flugsicherung bei Telefunken eine digitale Rechenanlage TR 4 in Auftrag gegeben. Diese wird neben der Grundausrüstung einen auf 28672 Wörter erweiterten Arbeitsspeicher, einen auf 4096 Wörter erweiterten Festspeicher — durch Verwendung von Halbworten ausnutzbar auf doppelte Kapazität —, zwei zusätzliche Ein/Ausgabe-Register sowie Einrichtungen zum Anschluß von 64 Fernschreibmaschinen bzw. Fernschreibleitungen aufweisen.

Der ständig anwachsende Luftverkehr und der zunehmende Einsatz von Flugzeugen mit großen Flughöhen und hohen Fluggeschwindigkeiten läßt in den kommenden Jahren eine starke Erhöhung der Anforderungen an die Flugsicherung erwarten. Da die Leistungsfähigkeit des gegenwärtigen, durch manuelle Bearbeitung von Flugkontrollstreifen gekennzeichneten Flugsicherungsverfahrens nahezu erschöpft ist, hat die Bundesanstalt für Flugsicherung ein langfristiges Modernisierungsprogramm ausgearbeitet.

Dieses Programm sieht vor, durch weitgehende Automatisierung und Verwendung neuzeitlicher technischer Hilfsmittel, in mehreren Ausbaustufen eine nachhaltige Steigerung der Verarbeitungskapazität und Arbeitsgeschwindigkeit des Kontrollsystems zu erzielen. Automatische Datenanzeigen und synthetische Luftlagebilder sollen dem Kontrollpersonal einen weit schnelleren und anschaulicheren Überblick über die interessierenden Verkehrssituationen und die gesamte Luftlage geben, als es bisher an Hand der Kontrollstreifen möglich war. Durch Entlastung von routinemäßigen Arbeiten und Denkvorgängen soll sich das Kontrollpersonal in Zukunft mit voller Aufmerksamkeit den eigentlichen Überwachungsfunktionen widmen können.

Der Digitalrechner TR 4 ist ein Hauptbestandteil des neuen Kontrollsystems und kommt in der Kontrollzentrale Frankfurt am Main zur Aufstellung. Er hat in der ersten Ausbaustufe die Aufgabe, für 500 aktive und 1000 inaktive Flüge innerhalb des Gesamtkontrollbezirks von 500 × 500 Seemeilen Flächenausdehnung und 60000 Fuß Höhe die Speicherung, Berechnung und Koordinierung aller benötigten Flugplan-, Kontroll- und Wetterdaten vorzunehmen sowie automatische Kontrollstreifendrucker zu steuern. Ferner dient er zur Steuerung automatischer Anzeigeeinrichtungen, die Daten und synthetische Luftlagebilder in sinnfälliger, leicht faßlicher Form sowie in den jeweils erforderlichen Kombinationen zur Darstellung bringen. Diese Einrichtungen sollen später den bisherigen Kontrollstreifen vollständig ersetzen.

In einer ersten Betriebsperiode wird der Rechner dem bestehenden Kontrollsystem parallel geschaltet, damit unter betriebsmäßigen Bedingungen die bestgeeignete Endausführung des Gesamtsystems in allen Einzelheiten erforscht und erprobt werden kann.

Als Universalrechner ist der TR 4 für die gestellte Aufgabe prädestiniert. Seine Flexibilität hinsichtlich Programmie-

rung und Anschließbarkeit verschiedenartiger Ein- und Ausgabemittel läßt den Aufbau eines Gesamtsystems zu, das sich den Erfahrungen der Versuchsperiode voll anpassen kann. Technische Neuerungen, z. B. auf den Gebieten der Datenquellen, Navigations-Hilfsmittel und Nachrichten-Übertragungsmittel, sowie Neuregelungen der Flugsicherungs-Organisation und der Kontrollverfahren werden dabei im Zuge der notwendigen weiteren Entwicklung auf internationaler Grundlage berücksichtigt. Weiterhin ermöglicht diese Flexiblität eine schrittweise Einführung des neuen Systems ohne Unterbrechung des laufenden Kontrolldienstes sowie den Nachrichtenaustausch und die Zusammenarbeit mit anderen Kontrollsystemen auf übernationaler Ebene.

Die große Leistungsfähigkeit der Rechenanlage erlaubt eine erhebliche Ausweitung des Arbeitsvolumens, das beim Endausbau des Gesamtsystems die zu erwartende, wesentlich erhöhte Verkehrsleistung und die sich daraus ergebenden Verkehrsspitzen zu bestimmten Tageszeiten zeitgerecht zu verarbeiten gestattet. Hierzu verfügbare Mittel sind die programmtechnisch beste Ausnutzung der hohen Operationsgeschwindigkeit, gleichzeitige Abwicklung mehrerer Rechenprogramme, Erweiterungsfähigkeit des Speichervolumens und der Ein- und Ausgabekapazität, harmonische Zusammenschaltung mehrerer Rechner TR 4.

Das für den Flugsicherungsdienst erforderliche Höchstmaß an Betriebssicherheit ist gewährleistet durch ausschließliche Verwendung von Halbleiter-Schaltelementen nahezu unbegrenzter Lebensdauer sowie Ferritkernspeichern ohne mechanisch bewegte Bauteile und durch rechnerinterne Prüfmaßnahmen. Außerdem wird die Zuverlässigkeit des Gesamtsystems sichergestellt durch eine in jeder Hinsicht ausfallsichere Stromversorgung, zusätzliche Sicherungsmaßnahmen in Ein- und Ausgabe sowie in der Nachrichtenübertragung.

●

Am Kölner Hohenzollernring hat die *Remington Rand* GmbH, Frankfurt am Main, ein Rechenzentrum eröffnet, das mit der elektronischen Datenverarbeitungsanlage UNIVAC UCT-System ausgestattet wurde. Hier können nunmehr Industrie, Wirtschaft und Verwaltung sowohl kommerzielle als auch technisch-wissenschaftliche Aufgaben lösen lassen, die bisher nur bei großem Zeit- und Arbeitsaufwand bewältigt wurden. Neben der Ausführung derartiger Lohnarbeiten soll das Rechenzentrum mit seinen Einrichtungen auch der Ausbildung und Schulung des Bedienungspersonals elektronischer UNIVAC-Rechenanlagen dienen.

Dem Kunden des Rechenzentrums steht es frei, die Programmierung der zu lösenden Aufgabe durch eigenes Personal oder durch die Fachkräfte des Rechenzentrums vornehmen zu lassen. Im letzteren Fall werden dann die Kosten für die aufgewandte Arbeitszeit zusätzlich zu den Mietkosten für die Anlage in Rechnung gestellt. Unabhängig von der Form des Auftrags garantiert die Remington Rand GmbH stets die strikte Geheimhaltung der dem Rechenzentrum übergebenen Unterlagen.

Die Gesellschaft, die in Frankfurt am Main ein weiteres, ebenfalls mit dem UNIVAC-UCT-System ausgestattetes Rechenzentrum unterhält, will mit dem Kölner Rechenzentrum insbesondere ihre im Rhein-Ruhr-Gebiet ansässigen Kunden bedienen. Zugleich wird nunmehr auch denjenigen Unternehmen und Behörden, bei denen der Umfang der zu verarbeitenden Daten nicht den ständigen Einsatz einer elektronischen Datenverarbeitungsanlage erlaubt, die Möglichkeit gegeben, Einzelaufgaben oder periodisch wiederkehrende Arbeiten, wie beispielsweise Betriebsvergleiche, Lohn- und Gehaltsabrechnungen, Statistiken, Planungsfragen und spezielle Berichte, mit der UNIVAC-Anlage erledigen zu lassen.

Unter der Bezeichnung FRIGISTOREN stellt die Firma NEEDCO, USA (deutsche Vertretung *Alfred Neye, Enatechnik*, Darmstadt), neue Halbleiterbauelemente zur thermoelektrischen Kühlung her. Die Elemente besitzen eine Güte Z von $2 \cdot 10^{-3}$ pro ^{0}K und werden aus n- und p-leitendem NEELIUM, einer Verbindung aus Wismut, Tellur, Antimon, Schwefel usw., hergestellt. Die neuen Kühlelemente sind universell verwendbar für konventionelle Kühlanlagen aller Art. Besondere Vorteile bieten sie jedoch für die bisher praktisch nicht zu bewältigenden Probleme der Kühlung kleiner und kleinster Flächen bei Halbleiterbauelementen, Mikrotomtischen, Mikroskopobjektträgern, Plasmabehältern, Taupunktthermometern, Kühlfallen an Vakuumpumpen usw. Die Kühlleistung der neuen Elemente wird einfach mit dem sie durchfließenden Strom geregelt; durch Umkehrung der Stromrichtung wirken sie als sehr wirtschaftliche Wärmepumpen (5—10fach größerer Wirkungsgrad gegenüber normaler Widerstandsheizung). Die Frigistoren werden sich wohl bald in vielen Anwendungsgebieten durchgesetzt haben, die heute noch von Kompressor- bzw. Absorbersystemen beherrscht werden. In vielen Fällen sind sie diesen Systemen bereits überlegen.

Für Interessenten, die sich mit der thermoelektrischen Kühlung vertraut machen wollen, wurde ein Frigistor-Laborsatz zusammengestellt. Er besteht aus einem Frigistor F-8, einem Frigistor F-1, einer Auswahl von Kühlflächen, einem kompletten Netzgerät und einer Broschüre über Thermoelektrizität sowie verschiedenem Zubehör.

●

Die von der *Compagnie des Machines Bull*, Paris, im Dezember vergangenen Jahres in Moskau veranstaltete Rechenmaschinen-Ausstellung fand außergewöhnliches Interesse. Mehr als 13000 Fachleute waren bei der Besichtigung zugegen. Die sowjetische Bevölkerung war besonders an der Funktion der Maschinen und an Einzelheiten ihrer Fabrikation interessiert. Die UdSSR kaufte abschließend das gesamte Ausstellungsmaterial.

●

IBM „Stretch" (USA) und Ferranti „Atlas" (England) gelten als die schnellsten Digitalrechner, die gegenwärtig entwickelt werden. Über einige Besonderheiten der Atlas-Rechenanlage bringen wir auf Seite 81 einen Originalbericht von *S. Gill*, Ferranti Ltd.

●

Ende November 1960 hat die *Ampex Corporation* (USA), eine der führenden Herstellerfirmen für Magnetband-Aufzeichnungsgeräte, die Gesellschafteranteile der *Telemeter Magnetics* Inc. übernommen. Telemeter Magnetics war ein nicht unbedeutender Produzent von Ferritkernen und kompletten Kernspeichern, so daß Ampex nach dieser Fusionierung nunmehr über ein wesentlich breiteres Angebot an elektrischen Speichermedien verfügt.

●

Um der steigenden Nachfrage nach Halbleiterbauelementen im Firmenverband der *International Telephone and Telegraph Corporation* (ITT), zu der in Deutschland auch die Standard Elektrik Lorenz AG (SEL) gehört, gerecht zu werden, haben die ITT und die *Texas Instruments* Inc., USA, ein Abkommen getroffen, das engste Zusammenarbeit auf dem Halbleiter-Bauelementegebiet gewährleistet. Dieses Abkommen dürfte für den europäischen Markt von erheblicher Bedeutung sein. Außerdem plant die SEL einen weiteren Ausbau ihres Bauelementewerkes SAF, Nürnberg, um den erhöhten Bedarf auf diesem Gebiet befriedigen zu können.

Der Auftragseingang für *Bull*-Elektronenrechner und Lochkartenmaschinen hat sich bei der *Bull Deutschland Lochkartenmaschinen GmbH*, Köln, gegenüber dem Vorjahr um 85,8% erhöht. Auch auf den anderen europäischen Märkten war eine ähnlich stark steigende Auftragstendenz für *Bull*-Maschinen zu verzeichnen. Deshalb hat eine außerordentliche Hauptversammlung der Herstellerfirma *Compagnie des Machines Bull*, Paris, einen weiteren Ausbau der Produktionsanlagen beschlossen, nachdem in diesem Jahr erst ein weiteres Zweigwerk in Belfort mit 63000 qm Grundfläche in Dienst gestellt wurde. In diesem Zusammenhang wurde der Verwaltungsrat zu einer Erhöhung des Kapitals von 74,8 auf 75,04 Mill. NF und später auf 150 Mill. NF ermächtigt.

●

Im Dezember 1960 wurde die im Max-Planck-Institut für Physik und Astrophysik, München, seit 1955 entwickelte Rechenanlage G 3 zum Rechnen freigegeben. Sie ist z. Z. die schnellste in Deutschland entwickelte in Betrieb genommene Rechenanlage (etwa 8000 Operationen/s). In ihren ersten Betriebsmonaten hat sie sich als sehr zuverlässig erwiesen. Sie wird bereits jetzt stark ausgenützt (durchschnittlich 18 Stunden täglich), vor allem zur Untersuchung von Plasmaschwingungen und für astronomische Arbeiten. Näheres ist in der Spalte ,,Apparate und Anlagen'' dieses Heftes zu finden.

●

Etwa 100 Vertreter der Landesversicherungsanstalten, der Bundesanstalt für Angestelltenversicherung, der Knappschaften und verwandter Organisationen diskutierten auf Einladung des Hauses Siemens Ende Februar in München über Probleme der automatischen Führung des Versichertenbestandes bei öffentlichen Rentenversicherungsträgern.

Gegenstand des besonderen Interesses war allgemein die integrierte Verarbeitung aller anfallenden Aufgaben, die nur mit Hilfe größerer Anlagen durchzuführen ist.

Aus dem Hause Siemens referierten Fachleute für elektronische Datenverarbeitung auf dem Versicherungsgebiet über das Rentenberechnungsprogramm, das sie für die Landesversicherungsanstalt Westfalen aufgestellt hatten. Dieses Programm wertet die verschiedenartigen gesetzlichen Bestimmungen — ein wahrlich komplizierter Vorgang — in einem einzigen Arbeitsgang aus. Die bei der Landesversicherungsanstalt Westfalen installierte Siemens-Datenverarbeitungsanlage 2002 ist die größte und modernste elektronische Anlage in der deutschen Rentenversicherung.

●

Ein internationales Symposium über Informationsverarbeitung und Informationsübertragung ist für die Zeit vom 6. bis 8. September 1961 am Massachusetts Institute of Technology (MIT) in Cambridge, Mass., geplant. Veranstalter sind die Arbeitsgruppe ,,Informationstheorie'' des Institute of Radio Engineers und das Center of Communication Sciences, Research Laboratory of Electronics im MIT. Alle Auskünfte erteilt der organisatorische Leiter, *R. M. Fano, Research Laboratory of Electronics, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, Mass., USA.*

●

Vom 5. bis 8. September 1961 findet in Teddington (England) eine internationale Konferenz zum Thema ,,Maschinelle Sprachübersetzung'' statt. Anfragen sind zu richten an *The National Physical Laboratory, Autonomics Division, Teddington, Middlesex, England.*

●

Wie die europäische Niederlassung von *Electronic Associates Inc.* mitteilt, wurden zwei weitere Analogrechenanlagen vom Typ 231 R in Auftrag gegeben. 231 R ist der größte der von EAI gefertigten Analogrechnertypen. Eine Anlage geht an das Eindhoven Institute of Technology (Prof. *Rademaker*), während die zweite, aus einem wesentlich erweiterten 231 R-System bestehende Anlage im Euratom-Forschungszentrum Aufstellung finden wird.

Analogrechenanlagen vom Typ 231 R arbeiten am Institut Polytechnique de Mons (Belgien), an der Rijksuniversiteit, Gent, an der Pariser Universität, an den Technischen Hochschulen Stuttgart und Darmstadt und an der Ingenieurschule Barcelona.

●

Wie die *Remington Rand GmbH* in Frankfurt a. M. mitteilt, ist die Datenverarbeitungsanlage UNIVAC 1107 mit Dünnschichtspeicher ausgerüstet. Über dieses neue Speicherelement brachten wir in Heft 4 (1959) einen ersten, grundlegenden Aufsatz. Weitere Beiträge zu dieser neuartigen vielversprechenden Speichermöglichkeit werden folgen.

●

Über ,,Volscan'', ein von *Avco-Crosley* neuentwickeltes Flugsicherungssystem, bringt Heft 3 (1961) der amerikanischen Zeitschrift ,,International Electronics'' einen Bericht. Das System vereinigt in sich automatische Radaranlagen (Reichweite 150 km, Höhe 8000 m) und eine zentrale Datenverarbeitungsanlage und kann in der ersten Ausbaustufe 18 landende und 6 startende Flugzeuge simultan überwachen. Interessant ist die Lösung der Nachrichtenübermittlung von der Leitstelle zum Piloten: hier wird wie bisher die menschliche Stimme verwendet, aber die zentrale Datenverarbeitungsanlage übernimmt selbst die Befehlsübermittlung an den Piloten, indem sie unter einer Anzahl von vorher besprochenen Tonbandschleifen die jeweils passende auswählt.

●

Eine kurze Beschreibung des Datenverarbeitungssystems RW 400 (Thompson-Ramo-Wooldridge) findet sich in Heft 1 (1961) der englischen Zeitschrift ,,Data Processing''. Wie auch andere moderne Entwicklungen, stellt das RW 400 System mehr eine organisatorische Neuerung dar als eine technische. Während beim ,,klassischen'' Digitalrechner alle Operationseinheiten an eine zentrale Rechen- bzw. Verarbeitungseinheit angeschlossen sind, gruppiert man neuerdings sämtliche Operationseinheiten (einschl. Speicher, Rechenwerke usw.) um ein zentrales Steuerwerk, das die Datenflüsse zwischen den einzelnen Operationseinheiten regelt (besser: ,,vermittelt''), das aber nicht selbst Daten verarbeitet.

●

Obwohl Japan über eine eigene, nicht unbedeutende Rechenmaschinenindustrie verfügt (ein Bericht darüber folgt in einem der nächsten Hefte), lieferte die *Remington Rand* (USA) für 2 Millionen Dollar ein Univac II System an die Tokyo Electric Power Co. Der Auftrag kam hauptsächlich zustande im Hinblick auf die Erfahrungen, die die Ontario Hydro-Electric Power Co. in Ontario, Kanada, mit ihrem Univac II System machen konnten.

●

Am 1. Januar 1961 wurde ein Abkommen zwischen der amerikanischen *Alden Research Foundation* und der englischen *Redifon Ltd.* unterzeichnet, wonach Redifon die Herstellungs- und Vertriebsrechte für Alden-Erzeugnisse (Faksimilegeräte) übernimmt. Die Alden Research Foundation in Westboro, Mass., vertritt folgende Gesellschaften: Alden Electronic & Impulse Recording Equipment Co., Inc., Alden Systems Company and Alfax Paper & Engineering Co., Inc. und The Alden Products Company of Brockton.

Alan M. Turing



Wer sich je auf einem alten Fahrrad fortbewegt hat, weiß, wie sehr es stört, wenn alle paar hundert Meter die Kette abspringt, und wird dem Übel bei nächstbester Gelegenheit auf den Grund gegangen sein. Der Mann, von dem hier die Rede ist, verfuhr dabei folgendermaßen: er stellte zunächst durch angestrengtes Zählen fest, daß seine Kette jeweils nach einer gewissen Anzahl von Umdrehungen von dem Treibrad sprang. Allerdings gelang es ihm nicht, diese Zahl genau zu bestimmen, da er ja außerdem auf den Verkehr zu achten hatte. Daraufhin baute er ein Zählwerk ein, und nach einigen Tagen war er seiner Sache sicher. Sodann ermittelte er die Anzahl der Zähne am Treibrad und die Zahl der Kettenglieder und gelangte nach einiger Rechenarbeit schließlich zu dem Resultat, daß die Störung immer dann eintrat, wenn ein bestimmter Zahn in ein bestimmtes Kettenglied, nämlich in das Kupplungsglied eingriff. Der betreffende Zahn erwies sich, wie die Inspektion ergab, als verbogen, und die Störung konnte mittels einer Zange behoben werden. Seine Mitarbeiter vermerkten mit Befriedigung, daß der ,,Prof" (wie er allgemein genannt wurde) von nun an nicht mehr mit ölverschmierten Händen ins Büro kam und freuten sich gar sehr.

Diese Begebenheit — geschehen in den Kriegsjahren, als er in geheimer Sache für das britische Außenministerium tätig war — wäre nichts als ein Spaß, wenn sie nicht charakteristisch wäre für den seltsamen und eigenwilligen Menschen Alan M. Turing, dessen Ideen über das Wesen der Rechenautomaten seiner Zeit weit voraus waren.

Alan Mathison Turing, geboren 1912 in London, gestorben an Zyankali 1954 in Wilmslow, Cheshire, war der zweite Sohn eines englischen Kolonialbeamten und verbrachte seine Kindheit in verschiedenen Internaten. Er galt als außergewöhnlich intelligent, zeigte aber von seinem zehnten Lebensjahr ab deutliche Tendenzen zum Außenseiter. Mit 14 Jahren trat er in die Sherborne School ein. Seine Ankunft hier erregte einiges Aufsehen, da er die etwa 40 km lange Strecke wegen des gerade herrschenden Generalstreiks per Fahrrad zurücklegte. In diesem College entwickelte sich schon bald sein Sinn für mathematische Zusammenhänge. Mit 15 Jahren verfaßte er für seine Mutter ein Pamphlet, das Kommentare zur Einsteinschen Relativitätstheorie enthielt und eine erstaunliche Sicherheit des eigenen Urteils erkennen ließ. 1930 trat er in das berühmte King's College in Cambridge ein. Seine erste Publikation ,,Equivalence of Left and Right almost Periodicity" erschien in den Proceedings der London Mathematical Society im April 1935.

Zwei Jahre später veröffentlichte dieselbe Zeitschrift seine grundlegende Arbeit: ,,On Computable Numbers with an Application to the Entscheidungsproblem". Sie beschreibt eine Klasse von mathematischen Problemen, die nicht durch einen algorithmischen Prozeß gelöst werden können. Bemerkenswert ist Turings Interpretation eines ,,algorithmischen Prozesses", den er als einen Prozeß versteht, der von einem *Automaten* ausgeführt werden kann. Einen solchen Automaten, dessen Funktion von Turing genau angegeben wird, bezeichnet man heute in der Literatur allgemein als Turing-Maschine. Diese Tatsache mag für sich sprechen, wenn man bedenkt, daß damals (1937) noch kaum jemand ernstlich an solche Dinge wie Rechenautomaten dachte, und Turing also keinerlei Denkvorbilder für die Ausbildung seiner Vorstellungen zur Verfügung hatte. Im September 1936 ging er an das ,,Graduate College" nach Princeton, wo zu dieser Zeit eine ganze Reihe erstklassiger Mathematiker lehrte: J. v. Neumann, Weyl, Courant, Hardy, Einstein und Lefschetz. Hier bleib er zwei Jahre und promovierte zum Ph. D. mit der Arbeit ,,System of Logic based on Ordinals". Jedoch fühlte er sich in der Neuen Welt nicht richtig wohl, und er lehnte das Angebot, als J. v. Neumanns Assistent in Princeton zu bleiben, ab: 1938 kehrte er an das Kings College in Cambridge zurück. Unmittelbar nach Kriegsausbruch wurde er von der Nachrichtenabteilung des Foreign Office verpflichtet, wo er — mit einer mehrmonatigen Unterbrechung, die ihn dienstlich nach Washington führte — bis gegen Ende des Krieges arbeitete. Im Anschluß hieran reizte ihn die sich bietende Möglichkeit, am Bau eines Rechenautomaten mitzuarbeiten, und er schloß sich für zwei Jahre dem Stab des National Physical Laboratory in Teddington an, um mit Prof. Hartree u. a. einen der ersten englischen Digitalrechner zu entwickeln. Es handelte sich um eine Version der amerikanischen ENIAC, genannt ACE (Automatic Computing Engine), die mit Lochkarteneingabe arbeitete. Aus dieser frühen Entwicklung ging später der (von der English Electric serienmäßig gebaute) Digitalrechner DEUCE hervor.

Jedoch war Turing nicht der Mann für praktische Pionierarbeit, die nach seiner Ansicht weit eher eine Angelegenheit der Hochfrequenzingenieure als der Logiker darstellte. Im Jahre 1947 nahm er zunächst Studienurlaub für ein Jahr und anschließend zog er sich ganz vom National Physical Laboratory zurück, um eine Dozentur an der Universität von Manchester anzunehmen. In Manchester arbeitete ein Team unter den Professoren Williams und Kilburn an der Entwicklung ihres ersten Digitalrechners. Turing wurde enger Mitarbeiter in dieser Gruppe, und er war es, der 1950 die Programmierungsanleitung für die Manchester-Maschine verfaßte. Ein Jahr darauf wurde er, 40jährig, auf Vorschlag von A. Newman und Bertrand Russell zum ,,Fellow of the Royal Society" gewählt.

Am Morgen des 8. Juni 1954 fand ihn sein housekeeper tot auf. Als Todesursache wurde Vergiftung durch Zyankali festgestellt. Der Hergang des Unglücks — und viele Anzeichen deuteten auf ein Unglück hin — blieb im dunklen.

Die gesammelten Werke A. M. Turings enthalten auch seine Versuche zur ,,Morphogenesis", deren mathematischer Fassung er sich in den letzten Jahren seines Lebens mehr und mehr zugewendet hatte. Es scheint, als ob seine Ideen in dieser Richtung bis heute noch nicht zum Zuge gekommen sind. *Kbg.*

Zur Simultanverarbeitung mehrerer Programme

Simultaneous processing of several programs

von H. DONNER und K. LEIPOLD
Zentrallaboratorium der
Siemens & Halske AG München.

Elektron. Rechenanl. 3 (1961), H. 2, S. 54—60
Manuskripteingang: 10. 12. 1960

Zu den neuen Gedanken beim Entwurf von Datenverarbeitungsanlagen gehört die Simultanverarbeitung: Man sucht den technischen Aufwand, den man einer Anlage zubilligt, dadurch besser auszunutzen, daß man Mittel vorsieht, durch die mehrere Programme simultan verarbeitet werden können. Die Güte dieser Ausnutzung hängt wesentlich davon ab, in welcher Weise die simultane Verarbeitung der verschiedenen Programme koordiniert wird. Der Aufsatz dient der Klärung der hierbei auftretenden Organisationsfragen. Dabei wird sowohl auf die Koordinierung mehrerer voneinander abhängiger wie voneinander unabhängiger Programme eingegangen. Als Beispiel werden zwei zur Simultanverarbeitung mehrerer Programme geeignete Anlagetypen betrachtet, die als „dezentralisierte" bzw. „zentralisierte" Anlage bezeichnet werden.

The simultaneous operation method belongs to the most recent ideas in data processor design. This method is applied to obtain better utilization of technical expenditure through the introduction of means permitting the simultaneous processing of several programs. The efficiency of this method depends to a great extent on the manner of coordination employed between simultaneously running operations. This paper treats some resulting coordination problems. The coordination of both interrelated and non-interrelated programs is discussed. To cite an example, two types of data processing equipment are indicated. These two types of equipment, both capable of simultaneously processing several programs, are referred to as „centralized" and „decentralized" systems.

1. Allgemeines

Die bei kommerziellen Aufgaben von Digitalrechnern zu verarbeitenden Datenmengen sind meist so groß, daß sie die Arbeitsspeicherkapazität einer Anlage weit überschreiten. Diese Datenmengen werden daher in Sätze unterteilt, die jeweils für sich bearbeitet werden. Während der Bearbeitung eines kommerziellen Programms werden daher laufend Sätze von den Eingabegeräten in die Anlage eingegeben, von der Anlage verarbeitet und an Ausgabegeräte ausgegeben.

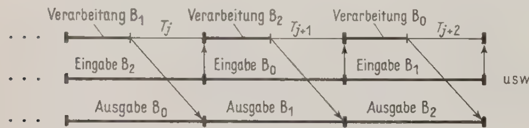


Bild 1. Schema eines Datenverarbeitungszyklus.

Gleichzeitig ablaufende Operationen stehen untereinander, der Ablaufzusammenhang ist durch die Pfeile gekennzeichnet.

Verarbeitung B_i	Verarbeitung des im Arbeitsspeicherbereich B_i stehenden Datensatzes.
Eingabe B_i	Eingabe eines Datensatzes in den Arbeitsspeicherbereich B_i.
Ausgabe B_i	Ausgabe eines im Arbeitsspeicherbereich B_i stehenden Datensatzes.
T_j, T_{j+1}, T_{j+2}	Totzeiten, während derer die interne Verarbeitung auf die Ein- und Ausgabe warten muß.

Die Ein- und Ausgabevorgänge sind im Vergleich zur internen Verarbeitung infolge unvermeidlicher Verwendung mechanischer Einrichtungen langsam. Daher ist es bei leistungsfähigen Datenverarbeitungsanlagen heute stets möglich, mehrere Ein- und Ausgabevorgänge gleichzeitig zueinander, aber auch gleichzeitig zur internen Verarbeitung auszuführen.

Bild 1 zeigt vereinfacht den Wechsel zwischen Eingabe, Verarbeitung und Ausgabe bei einer kommerziellen Datenverarbeitung.

Damit mehrere Teile einer Anlage in der in Bild 1 angedeuteten Weise gleichzeitig arbeiten können, ist es notwendig, daß die betreffenden Anlageteile bestimmte Bearbeitungsvorgänge selbständig ausführen können. Sollen z. B. gleichzeitig zur internen Verarbeitung Daten von einem Magnetbandgerät in die Anlage eingegeben werden, so müssen die betreffenden Steuerungen unabhängig voneinander arbeiten können.

Die Teile einer Anlage, die bestimmte Befehlsfolgen eines Programms selbständig ausführen können, werden im folgenden als Elemente bezeichnet. Der Arbeitsspeicher einer Anlage könnte unter gewissen Umständen ebenfalls als Element angesehen werden. Da er jedoch durch seine Sonderstellung innerhalb einer Anlage ausgezeichnet ist, wird in der Folge immer vom Arbeitsspeicher im Gegensatz zu den übrigen Elementen einer Anlage gesprochen. So gehören etwa das Rechenwerk und die Steuerungen der Ein- und Ausgabegeräte zu den Elementen, wenn sie die ihnen zugeordneten Befehle oder Befehlsfolgen eines Programms selbständig ausführen können.

Man sucht nun die Ausnutzung des technischen Aufwands, den man den Elementen einer Anlage zubilligt, zu verbessern. Im allgemeinen kann man mit einem einzigen Programm nicht erreichen, daß alle Elemente und der Arbeitsspeicher einer Anlage ununterbrochen sinnvoll arbeiten. Aus Bild 1 ist z. B. zu entnehmen, daß das Verarbeitungselement bei der angegebenen Arbeitsweise während der Zeiten T_j, T_{j+1}, . . . ganz tot liegt und der Arbeitsspeicher nur teilweise ausgenutzt wird. Das Verarbeitungselement und der Arbeitsspeicher wären sicher besser ausgenutzt, wenn sie während der Zeitabschnitte T_j, T_{j+1}, . . . durch ein oder mehrere andere Programme beansprucht werden würden.

Somit besteht der Wunsch, die Elemente und den Arbeitsspeicher einer Datenverarbeitungsanlage durch die Bearbeitung mehrerer Programme soweit wie möglich auszulasten. Die einzelnen Programme müssen dabei zeitlich ineinander verzahnt verarbeitet werden, und zwar so, daß jedes Element abwechselnd Befehlsfolgen, die zu verschiedenen Programmen gehören, ausführt.

Laufen die einzelnen Verarbeitungsvorgänge entweder gleichzeitig oder aber zeitlich ineinander verzahnt ab, so soll von Simultanverarbeitung gesprochen werden. Unter

Koordinierung der Simultanverarbeitung mehrerer Programme seien die Maßnahmen verstanden, die für die Folge der einzelnen ineinander verschachtelten Programmteile sorgen.

Durch die simultane Verarbeitung mehrerer Programme verlängern sich im allgemeinen die Bearbeitungszeiten der einzelnen Programme. Die Simultanverarbeitung muß so koordiniert werden, daß die Gesamtbearbeitungszeit für alle simultan verarbeiteten Programme kleiner ist als die Summe der Bearbeitungszeiten der einzelnen Programme.

Im folgenden muß zwischen voneinander unabhängigen und voneinander abhängigen Programmen unterschieden werden. Programme, die keine Daten erzeugen, welche von anderen Programmen benötigt werden und umgekehrt, werden voneinander unabhängige Programme genannt. Sie können getrennt verarbeitet werden. Voneinander abhängige Programme tauschen untereinander Daten aus. Sie verlangen deshalb einen bestimmten Gleichlauf der Bearbeitung.

Von einer Anlage, die zur simultanen Verarbeitung mehrerer Programme geeignet ist, fordert man:

1. Die gesamte zur simultanen Verarbeitung mehrerer Programme benötigte Zeit muß merklich kleiner sein als die Summe der Verarbeitungszeiten, die sich ergeben, wenn die gleichen Programme auf der gleichen Anlage einzeln und nacheinander bearbeitet werden.
2. Voneinander unabhängige Programme sollen unabhängig voneinander programmiert werden können, d.h.: Bei der Programmierung soll eine mögliche spätere Simultanverarbeitung mit beliebigen anderen Programmen nicht berücksichtigt werden. Daraus folgt, daß die simultane Verarbeitung mehrerer Programme entweder automatisch oder durch ein übergeordnetes Koordinierungsprogramm gesteuert werden muß.
3. Innerhalb eines Programms sollen zusätzliche Angaben, welche die Ausnutzung der Anlage verbessern, gemacht werden können.
4. Bei simultaner Bearbeitung mehrerer Programme soll es möglich sein, einzelne Programme bevorzugt zu behandeln. Wird ein Programm simultan mit anderen bearbeitet, so soll z.B. gefordert werden können, daß seine Verarbeitungszeit nicht merklich länger ist als die, die sich ergibt, wenn dieses Programm allein abläuft. Das kann dadurch geschehen, daß man den Programmen Gewichte zuordnet, die während der Verarbeitung für eine bevorzugte Behandlung der Programme mit großem Gewicht sorgen. Da während einer umfangreichen Simultanverarbeitung im allgemeinen einzelne abgefertigte Programme durch neue Programme abgelöst werden, muß man die Programmgewichte leicht ändern können.
5. Die simultan zu verarbeitenden Programme müssen einzeln gestartet und gestoppt werden können.
6. Fällt ein Element aus technischen Gründen aus, so sollen von einem evtl. Fehlerstop nur die dieses Element beanspruchenden Programme betroffen werden.
7. Die Speicherbereiche für die einzelnen Programme sollen automatisch überwacht werden, so daß Übergriffe eines Programms in den Bereich eines anderen Programms unterbunden werden.

Allgemein kann zur Koordinierung der Simultanverarbeitung mehrerer Programme noch folgendes gesagt werden[1]): Wird die simultane Bearbeitung programmgesteuert koordiniert, so muß das dazu erforderliche Superprogramm die simultane Verarbeitung ständig überwachen. Dies bedeutet, daß das Superprogramm sehr oft benutzt wird. Die Anlage kann dadurch so beansprucht werden, daß der zeitliche Gewinn, den die Simultanverarbeitung bringen soll, wesentlich geschmälert wird. Mehrere Elemente und der Arbeitsspeicher sind dann vielleicht zwar vollständig ausgenutzt, dabei aber erhebliche Zeit nur für das Organisationsprogramm tätig. Eine automatische (fest verdrahtete) Koordinierung ist sicher zeitsparender, aber dafür im allgemeinen weniger flexibel als eine programmgesteuerte Koordinierung.

Die beschränkte Flexibilität der automatischen Koordinierung wird nachteilig erscheinen. Zu ihren Gunsten läßt sich jedoch sagen: Bei Berücksichtigung der natürlichen Wartezeiten innerhalb eines Programms (das sind z.B. im Bild 1 die Zeiten T_j, T_{j+1}, ...) und der Programmgewichte ist, wie in 3.3 gezeigt wird, eine einfache automatische Koordinierung mit verhältnismäßig geringem Aufwand möglich. Wird die Simultanverarbeitung bei Berücksichtigung von natürlichen Wartezeiten und Programmgewichten durch ein Superprogramm koordiniert, so ist die Gesamtbearbeitungszeit aller Programme im allgemeinen länger als die bei automatischer Koordinierung entstehende Bearbeitungszeit. Soll dieser Zeitverlust ausgeglichen werden, so müßte die programmgesteuerte Koordinierung in der Lage sein, die Simultanverarbeitung vorteilhafter zu organisieren, als die automatische Koordinierung, d.h. für eine bessere Ausnutzung der Anlage sorgen. Dazu würde das Koordinierungsprogramm aber zusätzliche Angaben über die Strukturen der zu verarbeitenden Programme benötigen. Da diese Angaben im allgemeinen nicht verfügbar sind, scheint eine Beschränkung auf die automatische Koordinierung zweckmäßig zu sein. Ob bei programmgesteuerter Koordinierung überhaupt so kurze Gesamtbearbeitungszeiten wie bei automatischer Koordinierung erreicht werden können, ist zweifelhaft (vgl. dazu die Diskussionsbemerkung von *P. Dreyfus* zu *C. Strachey* in [9]).

In den folgenden beiden Abschnitten werden Aufbaumöglichkeiten für Anlagen untersucht, die eine simultane Verarbeitung mehrerer Programme gestatten. Es wird dabei zwischen der dezentralisierten und der zentralisierten Anlage unterschieden. Die Koordinierung voneinander abhängiger und voneinander unabhängiger Programme soll an Hand der beiden Anlagetypen besprochen werden.

2. Die dezentralisierte Anlage

2.1 *Aufbau und Arbeitsweise*

Die dezentralisierte Anlage (vgl. Bild 2) kann wie folgt beschrieben werden. Die Anlage setzt sich aus einem Arbeitsspeicher und den im vorigen Abschnitt beschriebenen Elementen zusammen. Die angeschlossenen Ein- und Ausgabegeräte sowie die Großspeicher sind dabei Bestandteile der zugehörigen Elemente. Jedes Element besitzt außer

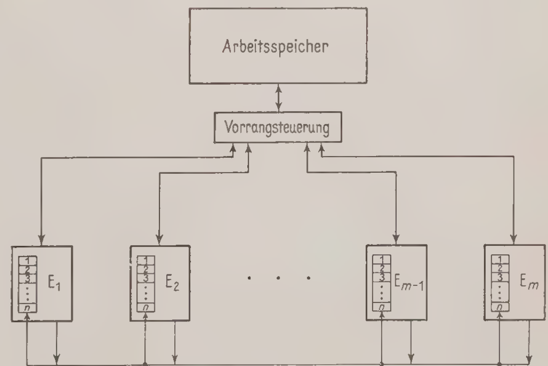


Bild 2. Dezentralisierte Anlage mit m Elementen für die simultane Verarbeitung von n unabhängigen Programmen.

E_i Element mit Befehlszähler-Warteschlange.

[1]) Die im folgenden erwähnte Koordinierung bezieht sich auf die Bearbeitung der Befehlszähler-Warteschlangen (vgl. dazu 3.3) und nicht auf die in den Abschnitten 2 und 3 erwähnten Koordinierungsanweisungen.

den für seine spezifischen Funktionen notwendigen unabhängigen Steuerungen noch ein Programmwerk. Mit Hilfe seines Programmwerks kann jedes Element unmittelbar mit dem Arbeitsspeicher zusammenarbeiten, d.h. die die einzelnen Abläufe auslösenden Befehle, Befehlsgruppen oder Anweisungen selbständig vom Arbeitsspeicher anfordern[2]). Zu jedem Element gehört eine Befehlsliste. Bestimmte Befehle können allen Elementen der Anlage gemeinsam sein. Die Anlage kann auch mehrere gleiche Elemente enthalten. Im Rahmen eines zu bearbeitenden Programms muß für jedes beanspruchte Element ein Elementprogramm erstellt werden. Die einzelnen Elementprogramme eines Programms sind voneinander abhängig. Ein Programm belegt jedes Element mit höchstens einem Elementprogramm.

Die einzelnen voneinander abhängigen Elementprogramme eines Programms werden simultan verarbeitet. Um die Koordinierung der voneinander abhängigen Elementprogramme zu ermöglichen, sind die einzelnen Elemente miteinander verbunden. Alle Elemente der Anlage können zu jeder Zeit Anforderungen an den Arbeitsspeicher richten, sei es zur Übertragung der zu verarbeitenden Daten oder zur Übergabe des nächsten Befehls eines Elementprogramms. Die Anforderungen an den Arbeitsspeicher bilden eine Warteschlange und werden von einer automatischen Vorrangsteuerung nach fest vorgegebenen Gesichtspunkten, die im wesentlichen von der Leistungsfähigkeit der angeschlossenen Geräte (z.B. Magnetbandgeräte) und der Arbeitsspeicher-Zykluszeit bestimmt werden, abgearbeitet. Auf der dezentralisierten Anlage können auch mehrere voneinander unabhängige Programme simultan verarbeitet werden. Ist n die Anzahl der simultan zu verarbeitenden Programme, dann kann jedes Element der Anlage von maximal n Elementprogrammen beansprucht werden. Diese n Elementprogramme werden von jedem Element zeitlich ineinander verzahnt abgearbeitet, d.h. auf einen Befehl oder eine Befehlsfolge eines Elementprogramms folgt im betreffenden Element die Ausführung eines zu einem anderen Elementprogramm gehörenden Befehls. Um die Arbeit in einem bestimmten Elementprogramm immer wieder fortsetzen zu können, muß dem Element für jedes zu bearbeitende Elementprogramm die Speicheradresse des nächsten zu bearbeitenden Befehls zur Verfügung stehen. Diese Adressen können als die Befehlszähler der einzelnen Elementprogramme angesehen werden. Die Anzahl der Befehlszähler eines Elements ist höchstens gleich n.

Es ist möglich, eine Modifikation der dezentralisierten Anlage einzuführen, die hinsichtlich des zur Realisierung notwendigen Aufwands Vorteile bieten kann. Diese halbdezentralisierte Anlage (Bild 3) unterscheidet sich von der dezentralisierten Anlage durch die Einführung eines zentralen Elements, welches die allen Befehlen gemeinsamen Abläufe sowie die Ausführung der allen Elementen gemeinsamen Befehle übernimmt. Die zu verarbeitenden Daten werden auch bei dieser Anlage unmittelbar von den Elementen zum Arbeitsspeicher und umgekehrt übertragen. Die Befehle der einzelnen Elementprogramme laufen jedoch über das zentrale Element und werden dort teilweise oder ganz bearbeitet. Anschließend wird die für die Befehlsausführung erforderliche Information an die einzelnen Elemente weitergeleitet. Die einzelnen Elemente sind bei der halbdezentralisierten Anlage über das zentrale Element miteinander verbunden. Die m Elemente fordern den jeweils nächsten Befehl beim zentralen Element an. Diese Anforderungen bilden eine Warteschlange von maximal m Gliedern, die vom zentralen Element abgearbeitet wird. Das zentrale Element richtet seine Befehlsanforderungen, die jetzt einzeln und nacheinander anfallen, an den Arbeitsspeicher, wo sie zusammen mit den Anforderungen der

[2]) Unter einer Anweisung sei hier eine Reihe von Befehlen (minimal ein Befehl) verstanden, die funktionsmäßig nicht getrennt werden können.

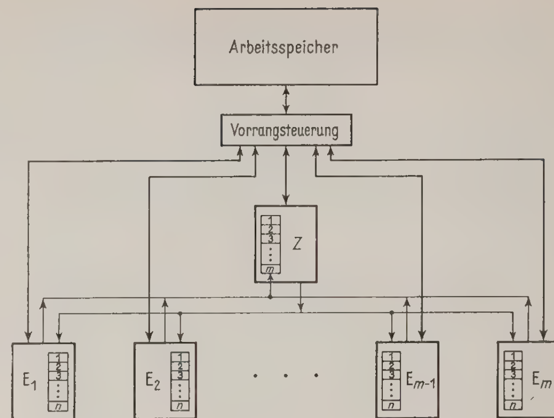


Bild 3. Halbdezentralisierte Anlage mit m Elementen für die simultane Verarbeitung n unabhängiger Programme.

E_i Element mit Befehlszähler-Warteschlange,

Z Zentrales Element mit Befehlsanforderungs-Warteschlange.

Elemente von der automatischen Vorrangsteuerung zeitlich verzahnt abgefertigt werden.

Die halbdezentralisierte Anlage unterscheidet sich für den Benutzer von der dezentralisierten Anlage lediglich durch die Verlegung der Befehlsanforderungs-Warteschlange vom Arbeitsspeicher zum zentralen Element. Folgt die Bearbeitung dieser Warteschlange in beiden Fällen den gleichen Gesichtspunkten, so sind die beiden Anlagentypen für den Benutzer hinsichtlich ihrer Wirkungsweise identisch.

Im folgenden soll auf die Koordinierung der Simultanverarbeitung voneinander abhängiger und voneinander unabhängiger Programme bei dezentralisierten Anlagen näher eingegangen werden.

2.2 *Koordinierungsanweisungen für voneinander abhängige Elementprogramme*

Die Koordinierung der Zusammenarbeit der einzelnen Elementprogramme eines Programms muß programmgesteuert auf einfache, zeitsparende Weise möglich sein. Dies ist kein Widerspruch zu der in Abschnitt 1 erhobenen Forderung nach einer automatischen Koordinierung der Simultanverarbeitung. Die Koordinierungsanweisungen ermöglichen es, im Rahmen einer automatischen Koordinierung den notwendigen Gleichlauf voneinander abhängiger Programme zu erreichen. Die Methode der programmierten Abfrage einzelner Elementzustände wie z.B. „Element tätig" oder „Operation beendet" mit gekoppelter zustandsabhängiger Programmverzweigung ist in diesem Zusammenhang zu verwerfen. Das Verfahren läßt sich zwar einfach realisieren, hat aber zur Folge, daß die Simultanverarbeitung grundsätzlich niemals optimal organisiert werden kann, und daß eine günstige Ausnützung der Anlage mit einer unverhältnismäßig großen Anzahl von Abfragebefehlen, Warteschleifen usw. erkauft werden muß, die den zeitlichen Gewinn nicht unwesentlich verkleinern.

Nachstehend sollen als Beispiel eine Reihe von Koordinierungsanweisungen für eine dezentralisierte Anlage beschrieben werden[3]), die die Koordinierung der voneinander abhängigen Elementprogramme eines Programms in zeitsparender Weise ermöglichen. In diesem Zusammenhang bedeuten:

α Speicherplatz einer Anweisung,

α^{+} Speicherplatz der nächsten Anweisung, die im Programmablauf nach der in α gespeicherten Anweisung ausgeführt wird,

[3]) Die angegebenen Anweisungen lassen sich ohne weiteres auch auf eine halbdezentralisierte Anlage übertragen.

β In der Anweisung enthaltene Adresse oder Zählgröße, i, j Elementnummern.

1. Die Anstoßanweisung $Aj\beta$

Die Anstoßanweisung A, die im Elementprogramm des Elements i durch die Speicheradresse α bestimmt ist, bewirkt, daß das Element j mit der durch die Speicheradresse β gekennzeichneten Anweisung die Arbeit in seinem Elementprogramm aufnimmt. Das Element i setzt seine Arbeit mit der durch α^+ bestimmten Anweisung fort. Jedes Element i kann jedes Element j zur Arbeit anstoßen. Ein Element kann nur durch eine Anstoßanweisung oder von außen durch einen (manuellen) Programmstart zum Arbeiten veranlaßt werden.

2. Die Synchronisationsanweisung $S\beta$

Die Synchronisationsanweisung S, die im Elementprogramm des Elements i durch die Speicheradresse α bestimmt ist, bewirkt, daß das betreffende Elementprogramm des Elements i mit der durch α^+ gekennzeichneten Anweisung fortgesetzt wird, sobald die angegebene Anzahl von β Bedingungen erfüllt ist. Die Synchronisationsanweisung ist hinsichtlich ihrer Ausführung eng gekoppelt mit der folgenden Bedingungsanweisung.

3. Die Bedingungsanweisung $B\beta$

Die Bedingungsanweisung B, die im Elementprogramm des Elements i durch die Speicheradresse α bestimmt ist, bewirkt, daß in der durch die Speicheradresse β gekennzeichneten Synchronisationsanweisung die Erfüllung einer der Bedingungen angemerkt wird, von denen die Synchronisationsanweisung hinsichtlich der Programmfortsetzung abhängt.

Stößt also ein Element in seinem Elementprogramm auf eine Synchronisationsanweisung S, so kann das Programmwerk des Elements der Anweisung S selbst entnehmen, ob schon alle zugehörigen Bedingungen erfüllt sind oder nicht. Im ersten Fall wird das Elementprogramm fortgesetzt. Im zweiten Fall wird der Ablauf des Elementprogramms im betreffenden Element unterbrochen. Die noch ausstehenden Bedingungsanweisungen, die bei ordnungsgemäßer Programmierung innerhalb anderer Elementprogramme in der Folge noch interpretiert und ausgeführt werden müssen, markieren ihre Ausführung direkt in der noch im Arbeitsspeicher stehenden zugehörigen Synchronisationsanweisung S. Die letzte Bedingungsanweisung (die Anzahl der bereits erfüllten Bedingungen kann jeweils der Synchronisationsanweisung entnommen werden) veranlaßt dann die erneute Interpretation der Anweisung S seitens des zugehörigen Elements und damit die Fortsetzung des betreffenden Elementprogramms. Der Arbeitsspeicher der Anlage wird also für die Ausführung einer Synchronisationsanweisung $S\beta$ höchstens $(\beta + 2)$-mal belastet.

4. Die Endanweisung E

Die Endanweisung E, die im Elementprogramm des Elements i durch die Speicheradresse α bestimmt ist, bewirkt, daß die Arbeit an dem betreffenden Elementprogramm unterbrochen wird. Das Element i kann anschließend die Arbeit an diesem Elementprogramm von sich aus nicht mehr fortsetzen.

2.3 *Koordinierung voneinander unabhängiger Programme*

Die zu voneinander unabhängigen Programmen gehörenden Elementprogramme werden von der Anlage simultan verarbeitet. Dabei wird es im allgemeinen so sein, daß ein bereits tätiges Element von einem oder mehreren anderen Elementen zu weiterer Arbeit angestoßen wird. Stößt nun ein Element ein anderes tätiges Element an, so kann das angestoßene Element zunächst nicht auf diesen Anstoß reagieren. Will man vermeiden, daß sich zwei Elemente gegenseitig blockieren können, muß das anstoßende Element seine Anstoßanweisung an das angestoßene Element abgeben, um dadurch für weitere Schritte frei zu werden. Dieser Gesichtspunkt gilt ganz allgemein immer dann, wenn eine unabhängige Steuerung der Anlage von mehreren anderen Steuerungen der Anlage (auch gleichzeitig) aufgerufen werden kann und diese Steuerung die einzelnen Aufrufe zeitlich ineinander verzahnt verarbeitet. Es ergibt sich also die Notwendigkeit, alle so charakterisierten Steuerungen der Anlage mit einer Speichervorrichtung, einer Warteschlange, auszurüsten, die in der Lage ist, alle Anrufe bis zum Zeitpunkt ihrer Verarbeitung zu speichern. Bei der dezentralisierten Anlage sind dementsprechend die einzelnen Elemente und der Arbeitsspeicher, im Falle der halbdezentralisierten Anlage auch das zentrale Element, mit Warteschlangen ausgerüstet. Bei den Elementen bilden die Befehlszähler der Elementprogramme die Glieder der Warteschlange (vgl. dazu 2.1).

Die Arbeitsaufforderungen an die Elemente bzw. an den Arbeitsspeicher werden jeweils als Glieder in die betreffende Warteschlange in fest vorgegebener Weise eingetragen. Jedes Glied der Warteschlange enthält alle für den betreffenden Arbeitsgang notwendige Information, im Falle einer Anstoßanweisung für ein Element also die Adresse des nächsten auszuführenden Befehls (vgl. dazu 2.2). Bei den Elementen ist eine Anstoßanweisung im allgemeinen der Beginn einer längeren Befehlsfolge, nämlich des betreffenden Elementprogramms. Es entsteht nun die Frage, ob das Element die angestoßene Befehlsfolge ganz oder nur zum Teil abarbeiten soll, um dann die Verarbeitung mit dem durch ein weiteres Glied der Warteschlange gekennzeichneten Schritt fortzusetzen. Wird eine angestoßene Befehlsfolge nicht vollständig abgearbeitet, so muß im Zeitpunkt der Unterbrechung eine neue Anstoßanweisung zur Fortsetzung dieser Befehlsfolge an entsprechender Stelle in die Warteschlange eingereiht werden, so, als käme sie von einem anderen Element.

Ganz allgemein sind mit der Verarbeitung von Warteschlangen die folgenden beiden Fragen verbunden.

1. Wann soll das nächste Glied der Warteschlange bearbeitet werden, d. h. falls der angestoßene Prozeß aus mehreren Einzelschritten besteht, soll dieser Prozeß unterbrochen werden und falls ja, wann?
2. Welche Reihenfolge besteht für die Abarbeitung der einzelnen Glieder einer Warteschlange?

Für die Warteschlangen des Arbeitsspeichers und des zentralen Elements gilt folgendes:

Zu 1: Die Arbeitsanforderungen beziehen sich auf Abläufe, die beim Arbeitsspeicher nicht unterbrochen werden können (Lesen oder Beschreiben einer Speicherzelle) und beim zentralen Element aus konstruktiven Gründen möglichst nicht unterbrochen werden sollen (Interpretation und teilweise oder ganze Ausführung des nächsten Befehls oder der nächsten Anweisung).

Zu 2: Für die Reihenfolge in der Abarbeitung der Arbeitsspeicher-Warteschlange gelten die durch die Charakteristika der Anlage (Leistungsfähigkeit und Eigenschaften der angeschlossenen Geräte, Arbeitsspeicherzyklus) fest vorgegebenen Prioritäten.

Die Warteschlange eines zentralen Elements böte die Möglichkeit, die einzelnen anfordernden Elemente mit Gewichten zu versehen und dadurch die Reihenfolge der Abarbeitung der Anforderungen zu bestimmen. Der zur Realisierung erforderliche Aufwand dürfte jedoch den möglicherweise an dieser Stelle zu erzielenden zeitlichen Gewinn nicht lohnen. Es dürfte zweckmäßig sein, die Glieder dieser Warteschlange in der natürlichen Folge, d. h. in der Folge des Eintreffens der Anforderungen, zu bearbeiten.

Für die Befehlszähler-Warteschlangen der Elemente ist die Beantwortung der beiden Fragen ein Kernproblem der Koordinierung der Simultanverarbeitung mehrerer Programme.

Für die im nächsten Abschnitt zu besprechende zentralisierte Anlage ergeben sich im Zusammenhang mit der Befehlszähler-Warteschlange des zentralen Elements die gleichen Fragen. Die dort angegebenen Möglichkeiten lassen sich auch auf die dezentralisierte Anlage übertragen. Es sei also an dieser Stelle auf Abschnitt 3.3 verwiesen.

3. Die zentralisierte Anlage

3.1 *Aufbau und Arbeitsweise*

Die zentralisierte Anlage (Bild 4) ist durch den im folgenden beschriebenen Aufbau gekennzeichnet. Sie setzt sich, ähnlich der halbdezentralisierten Anlage (vgl. dazu 2.1), aus einem Arbeitsspeicher, einem zentralen Element und den bestimmte Abläufe selbständig bearbeitenden Elementen zusammen. Die angeschlossenen Ein- und Ausgabegeräte sowie die Großspeicher seien dabei Bestandteile der zugehörigen Elemente.

Das zentrale Element stellt das Programmwerk der Anlage dar und verteilt die einzelnen zu verarbeitenden Befehle oder Anweisungen selbständig an die zuständigen Elemente. Die einzelnen Elemente der zentralisierten Anlage sind zur Übertragung der zu verarbeitenden Daten direkt mit dem Arbeitsspeicher verbunden. Die von den Elementen und vom zentralen Element an den Arbeitsspeicher gerichteten Anforderungen werden wie bei der dezentralisierten Anlage durch eine automatische Vorrangsteuerung nach fest vorgegebenen Gesichtspunkten abgearbeitet.

Mit der zentralisierten Anlage können mehrere voneinander abhängige oder voneinander unabhängige Programme simultan verarbeitet werden. Für jedes zu verarbeitende Programm besitzt das zentrale Element einen Befehlszähler, der jeweils den nächsten Befehl des zugehörigen Programms kennzeichnet. Die einzelnen Befehlszähler werden nach den für die Simultanarbeit der Anlage geltenden Gesichtspunkten zeitlich verzahnt abgearbeitet. Dabei fordert das zentrale Element immer den durch den gerade bearbeitenden Befehlszähler gekennzeichneten nächsten Befehl eines Programms vom Arbeitsspeicher an, interpretiert diesen Befehl und führt ihn entweder selbst aus oder gibt die zur Ausführung notwendige Information an das zuständige Element weiter. Dieses Element führt dann den betreffenden Befehl selbständig aus, während das zentrale Element für weitere Programmschritte frei ist.

Wird die Verarbeitung eines Programms auf einer zentralisierten Anlage von einem einzigen Befehlszähler gesteuert, so können nur die in einem Programm benachbarten Anweisungen von verschiedenen Elementen simultan ausgeführt werden. Es scheint im allgemeinen also nicht möglich zu sein, die Simultanverarbeitung so flexibel zu gestalten wie bei Verwendung einer dezentralisierten Anlage, die die Zerlegung eines Programms in voneinander abhängige Elementprogramme verlangt. Jedoch gestattet eine zentralisierte Anlage, ein Programm in voneinander abhängige Teilprogramme zu zerlegen und jedem dieser Teilprogramme einen Befehlszähler des zentralen Elements zuzuordnen. Da auf diese Weise die Teilprogramme simultan ablaufen, ist somit auch die Flexibilität der dezentralisierten Anlage hinsichtlich der Simultanverarbeitung voneinander abhängiger Programme erreichbar.

3.2 *Koordinierungsanweisungen für voneinander abhängige Programme*

Bei der zentralisierten Anlage bestehen für die Bearbeitung voneinander abhängiger Programme zwei Möglichkeiten:

1. Der Ablauf der n voneinander abhängigen Programme wird von n Befehlszählern gesteuert. Für diesen Fall bieten die im Abschnitt 2.2 angegebenen Anweisungen eine Möglichkeit der Koordinierung.

2. Der Ablauf der voneinander abhängigen Programme wird von einem einzigen Befehlszähler gesteuert. Auch in diesem Fall kann mit Koordinierungsanweisungen ähnlich den in

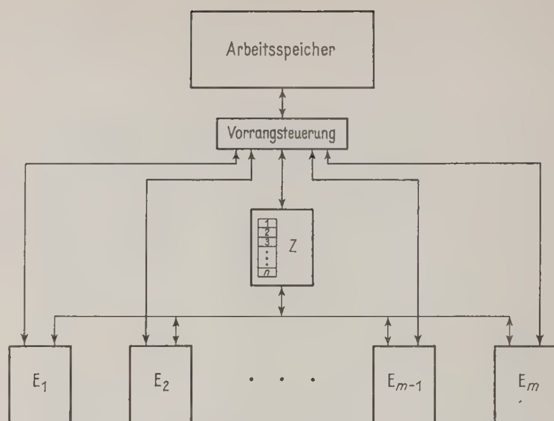


Bild 4. Zentralisierte Anlage mit m Elementen für simultane Verarbeitung n unabhängiger oder abhängiger Programme.

E_i Element,

Z Zentrales Element mit Befehlszähler-Warteschlange.

Abschnitt 2.2 angegebenen gearbeitet werden. Eine Anstoßanweisung ist jedoch nicht mehr erforderlich. Für die Bedingungsanweisung kann man sich vorstellen, daß sie jetzt direkt an die Ausführung der zugehörigen und vorangehenden Anweisung gekoppelt ist. Als Beispiel sei die in Bild 1 angegebene Verarbeitung mit derartigen Koordinierungsanweisungen programmiert.

x: Ausgabe Bereich B_i/Bedingung y,
Eingabe Bereich B_{i+2}/Bedingung y,
Verarbeitung Bereich B_{i+1}.

y: Synchronisationsanweisung S 2,
Erhöhe i um 1 modulo 3,
Springe nach x.

$i + 1$ und $i + 2$ sind stets modulo 3 zu berechnen. In diesem Zusammenhang soll NN/Bedingung β bedeuten, daß nach Ausführung der Anweisung NN in der durch die Speicheradresse β gekennzeichneten Synchronisationsanweisung die Erfüllung einer Bedingung markiert wird. Das Programm wartet bei y auf die Beendigung der Ein- und Ausgabeanweisungen. Das zentrale Element sowie das Verarbeitungselement der Anlage sind während dieser Wartezeit frei für weitere Programme.

Noch ein anderer Gesichtspunkt sei in diesem Zusammenhang erwähnt. Im allgemeinen sind bei Datenverarbeitungsanlagen die meisten Elemente Ein- oder Ausgabeeinheiten und dadurch gekennzeichnet, daß sie selbständig Datensätze in einen Arbeitsspeicherbereich übertragen oder aus einem Arbeitsspeicherbereich entnehmen[4]). Berücksichtigt man weiter, daß die Operationen in arithmetischen und logischen Elementen immer nur von sehr kurzer Dauer sind (sie liegen in der Größenordnung der Arbeitsspeicher-Zykluszeit), so kann man praktisch darauf verzichten, die Simultanarbeit von einem Verarbeitungselement und dem zentralen Element programmgesteuert zu koordinieren. Die Verarbeitungselemente sind für das zentrale Element entweder frei oder besetzt. Im ersten Fall gibt das zentrale Element eine entsprechende Anweisung an das Verarbeitungselement weiter, im zweiten Fall wartet das zentrale Element auf das Freiwerden des Verarbeitungselements.

Bei dieser Organisation beschränkt sich also die programmierbare Koordinierung auf Ein- und Ausgabeoperationen. Da diesen Operationen stets eindeutig Arbeitsspeicherbereiche zugeordnet sind, ist es möglich, die Koordinierung über diese Bereiche durchzuführen. Das kann auf folgende Weise geschehen. Jeder Ein- und Ausgabebereich des Arbeitsspeichers enthält an einem definierten Platz eine Ko-

[4]) Die Großspeicher seien hier mit zu den Ein- und Ausgabegeräten gezahlt.

ordinierungsstelle. Diese Stelle kann den Wert 0 oder 1 annehmen. Die Koordinierungsstelle bekommt den Wert 1, sobald eine Ein- und Ausgabeoperation den zugehörigen Bereich belegt. Die Koordinierungsstelle bekommt den Wert 0, sobald eine Ein- oder Ausgabeoperation, die diesen Bereich belegt hat, beendet ist. Für diese Organisation wird die Synchronisationsanweisung zu einer Warteanweisung

$$W(KB_i = \beta)$$

mit der Interpretation: Der Programmablauf wird mit der durch α^+ gekennzeichneten Anweisung fortgesetzt, sobald die Koordinierungsstelle des Bereichs B_i auf β, $\beta = 0{,}1$, gesetzt ist. Den Ablauf der Anweisung kann man sich ähnlich dem der Synchronisationsanweisung (vgl. dazu 2.2) vorstellen, so daß durch die Ausführung der Warteanweisung der Arbeitsspeicher ebenfalls nur wenig beansprucht wird. Der der Verarbeitung nach Bild 1 entsprechende Programmabschnitt würde unter Verwendung von Warteanweisungen folgendermaßen aussehen:

x: Ausgabe Bereich B_i,
Eingabe Bereich B_{i+2},
Verarbeitung Bereich B_{i+1},
Warteanweisung $W(KB_i = 0)$,
Warteanweisung $W(KB_{i+2} = 0)$,
Erhöhe i um 1 modulo 3,
Springe nach x.

$i + 1$ unsd $i + 2$ sind stets modulo 3 zu berechnen. Das Programm wartet mit den beiden Warteanweisungen auf die Beendigung der Ein- und Ausgabeanweisungen, und das zentrale Element sowie das Verarbeitungselement der Anlage sind während dieser Zeit für weitere Programme frei.

3.3 *Befehlszähler-Warteschlange*

Auf einer zentralisierten Anlage können mehrere voneinander abhängige oder voneinander unabhängige Programme simultan verarbeitet werden. Jedem Programm ist genau ein Befehlszähler zugeordnet. Diese Befehlszähler der arbeitenden Programme können hinsichtlich ihrer Verarbeitung als Glieder einer Warteschlange angesehen werden. Bei der Simultanverarbeitung voneinander abhängiger Programme mit Hilfe mehrerer Befehlszähler (vgl. dazu 3.2) wird mit jeder Anstoßanweisung ein neuer Befehlszähler eingeschaltet und als Glied der Warteschlange in fest vorgegebener Weise eingereiht, während jede Endanweisung ein Glied der Warteschlange ausscheiden läßt. Bei der Simultanverarbeitung mehrerer unabhängiger Programme schaltet der Start jedes weiteren Programms einen neuen Befehlszähler ein, der damit als Glied der Warteschlange eingereiht wird, während jedes Programmende ein Glied der Warteschlange ausscheiden läßt. Ist ein Befehlszähler Glied der Warteschlange, so ist er in einem fordernden oder wartenden Zustand, je nachdem das Programm, dessen Ablauf der Befehlszähler steuert, unmittelbar fortgesetzt werden kann oder ob mit der Fortsetzung dieses Programms auf die Ausführung einer Synchronisations- oder Warteanweisung oder auf das Freiwerden eines für die Ausführung der betreffenden Anweisung benötigten Elements gewartet werden muß. Es sei an dieser Stelle darauf hingewiesen, daß bei der zentralisierten Anlage, soll durch die Simultanverarbeitung die Anlage gut ausgenützt werden, auch die einzelnen Elemente mit Warteschlangen ausgerüstet werden müssen. Ein Glied dieser Warteschlangen kennzeichnet immer einen Befehlszähler des zentralen Elements, der das Element tätig, d. h. für seine an das Element abzugebende Anweisung besetzt gefunden hat und damit in den wartenden Zustand überging. Hat das Element eine Operation beendet, so werden entsprechend seiner Warteschlange die markierten Befehlszähler wieder in den fordernden Zustand gesetzt. Auf diese spezielle Warteschlange wird in der Folge nicht näher eingegangen, es sei jedoch betont, daß diese Warteschlangen an den Elementen mit geringerem Aufwand realisiert werden können, als die Befehlszähler-Warteschlangen der Elemente einer dezentralisierten Anlage.

Allgemein ergeben sich für die Befehlszähler-Warteschlange einer zentralisierten Anlage, genauso wie für die im Abschnitt 2.3 beschriebenen Warteschlangen, die beiden dort angegebenen Fragen nach den Vorschriften, die für die Abarbeitung der Glieder der Warteschlangen gelten.

Im folgenden sollen einige Möglichkeiten zur Abarbeitung der Befehlszähler-Warteschlange der zentralisierten Anlage beschrieben werden. Die angegebenen Möglichkeiten lassen sich auch auf die Befehlszähler-Warteschlangen der Elemente einer dezentralisierten Anlage übertragen, womit die im Abschnitt 2.3 offen gebliebene Frage beantwortet werden soll.

Grundsätzlich wäre es möglich, die Abarbeitung einer Befehlszähler-Warteschlange programmgesteuert zu organisieren. Man kann sich vorstellen, daß ein geeignetes Koordinierungsprogramm als Superprogramm von Fall zu Fall die Bearbeitung der Warteschlange bestimmt. Dieses Programm belastet die Anlage zusätzlich. Da man außerdem genaue Angaben über die Strukturen der zu verarbeitenden Programme im allgemeinen nicht zur Verfügung hat, könnte die volle Flexibilität einer Programmsteuerung nicht ausgenützt werden (vgl. dazu Abschnitt 1). Im folgenden sollen aus diesem Grund nur automatische (fest verdrahtete) Koordinierungsmöglichkeiten skizziert werden.

1. Ein einfaches Verfahren bestünde darin, jedes durch einen Befehlszähler bestimmte Programm so lange zu bearbeiten, bis in diesem Programm eine natürliche Wartezeit entsteht und dann nach einer fest vorgegebenen Reihenfolge zu einem anderen Programm fortzuschreiten, dieses wieder bis zu seiner nächsten natürlichen Wartezeit zu bearbeiten usf. Bei einer Programmunterbrechung infolge natürlicher Wartezeit wird der betreffende Befehlszähler als letztes Glied der Warteschlange eingereiht. Befehlszähler, deren Programme noch eine natürliche Wartezeit haben, werden bei der Abarbeitung der Warteschlange sofort wieder hinten angereiht. Natürliche Wartezeiten entstehen in den Programmen immer dann, wenn ein bereits tätiges Element beansprucht werden soll oder wenn auf die Ausführung einer Synchronisations- oder Warteanweisung gewartet werden muß. Dieses Verfahren ist einfach zu realisieren, hat aber den Nachteil, daß z. B. ein rechenintensives Programm (fast keine Ein- oder Ausgabeoperationen) unter der Voraussetzung, daß durch die Operationen im Verarbeitungselement keine Wartezeiten für das zentrale Element entstehen, alle anderen Programme blockieren würde und die Ein- und Ausgabeelemente der Anlage schlecht ausgenützt wären.

2. Man könnte aus diesem Grund daran denken, die Arbeit in einem Programm grundsätzlich nach jedem Befehl oder jeder Anweisung zu unterbrechen, um hierauf einen Befehl oder eine Anweisung des nächsten Programms auszuführen. Die Reihenfolge der Programme wäre fest vorgegeben. Jeder Befehlszähler würde sofort wieder als jeweils letztes Glied der Warteschlange eingereiht werden. Bei diesem Verfahren würden alle zu bearbeitenden Programme gleichmäßig gemischt ablaufen. Daß es dabei nicht möglich ist, ein Programm hinsichtlich möglichst kurzer Bearbeitungszeit auszuzeichnen, kann als Nachteil empfunden werden.

3. Um diesem Nachteil abzuhelfen, könnte man eine Kombination der Verfahren 1 und 2 mit der Möglichkeit verknüpfen, in den Programmen die Stellen zu markieren, an denen eine Unterbrechung des Programmablaufs (Fortschaltung zum nächsten Befehlszähler der Warteschlange) zusätzlich zu den Unterbrechungen durch natürliche Wartezeiten erfolgen kann. Eine Auszeichnung eines Programms kann erfolgen, indem bei der Eingabe des Programms diese Zusatzangaben teilweise oder ganz durch ein Eingabeprogramm eliminiert werden. Damit werden die Unterbrechungen in der Bearbeitung dieses Programms auf die natürlichen Wartezeiten, zusätzlich der evtl. noch markierten Stellen beschränkt. Es wird dadurch möglich, die Bearbeitungszeit eines Programms auf ein gewisses Minimum herab-

zusetzen. Die auf diese Weise einmal festgelegten Programmprioritäten können jedoch während der Simultanverarbeitung nicht mehr geändert werden.

4. Ein einfaches und flexibles Verfahren kann man sich aus den drei bereits angedeuteten Möglichkeiten zusammengesetzt denken. Voraussetzung für die Anwendung ist die Beschränkung der Maximalanzahl der simultan zu verarbeitenden Programme auf eine feste Zahl n.

Die n Befehlszähler der Anlage bzw. des Elements sind zyklisch zusammengeschlossen. Jedem Programm und damit dem entsprechenden Befehlszähler kann ein Gewicht (vgl. dazu 1.4) zugeordnet werden. Jeder Befehlszähler kann ein- oder ausgeschaltet werden. Der jeweils arbeitende Befehlszähler veranlaßt die Bearbeitung des nächsten Befehls seines Programms. Ein eingeschalteter Befehlszähler kann wartend oder fordernd sein. Ein Befehlszähler ist fordernd, wenn das ihm zugeordnete Programm unmittelbar fortgesetzt werden könnte. Tritt in einem Programm eine natürliche Wartezeit auf, so bekommt der zugehörige Befehlszähler automatisch das kleinstmögliche Gewicht und geht in den Wartezustand über. Nach Beendigung der natürlichen Wartezeit im Programm wird der Befehlszähler wieder fordernd und bekommt automatisch sein ursprüngliches Gewicht.

Ein eingeschalteter Befehlszähler kann nur entsprechend der vorgegebenen zyklischen Reihenfolge in den Arbeitszustand gelangen. Zum nächsten fordernden Befehlszähler wird in dieser Reihenfolge nur fortgeschritten, wenn in der Menge der eingeschalteten Befehlszähler mindestens ein Befehlszähler mit gleichem oder größerem Gewicht als der gerade arbeitende enthalten ist.

Will man das Weiterschreiten entsprechend dem Zyklus für ein Programm unter allen Umständen verhindern, so könnte man diese Tatsache z. B. in den Befehlen dieses Programms markieren.

Das zyklische Fortschreiten in der Befehlszähler-Warteschlange wird im allgemeinen für eine gleichmäßige Ausnützung der Anlage sorgen.

4. Schlußbemerkungen

In der vorliegenden Arbeit sind nur einige Hinweise zur Klärung des Problemkreises der Simultanverarbeitung mehrerer Programme vorgebracht worden. Auf einige der vielen noch unbeantworteten Fragen sei abschließend kurz hingewiesen.

Da bei simultanen Programmabläufen im allgemeinen ein Programm ein anderes Programm zu beliebigem Zeitpunkt in der Bearbeitung ablösen kann, wird die Verwendung ausgezeichneter Register in den Elementen (z. B. Indexregister, akkumulative Register u. a.), aber auch die Verwendung gemeinsamer Arbeitsspeicherbereiche, wie z. B. bei gemeinsamen Unterprogrammen, problematisch. Die Verwendung von Mehradreßbefehlen und die Verlagerung der Indexregister in den Arbeitsspeicher mit der Möglichkeit, jede Speicherzelle als Indexregister verwenden zu können, ist unter diesen Umständen zweckmäßig. Die Benutzung von gemeinsamen Unterprogrammen durch simultan ablaufende Programme erfordert eine spezielle Organisation, z. B. derart, daß man jeweils immer nur einem Hauptprogramm die Verwendung eines Unterprogramms gestattet und die Benutzung durch mehrere Hauptprogramme über eine programmierte Warteschlange koordiniert.

Literatur

[1] *F. P. Brooks Jr.*, A program-controlled program interruption system. Proceedings of the EJCC, Dec. 1957, S. 128 bis 132.

[2] *E. F. Codd, E. S. Lowry, E. McDonough, C. A. Scalzi*, Multiprogramming Stretch: Feasibility Considerations. Comm. of the ACM 2 (1959), 11, S. 13—17.

[3] *J. Cocke, H. G. Kolsky*, The virtual memory in the Stretch Computer. Proc. of the EJCC, Dec. 1959, S. 82—93.

[4] *IBM Deutschland*, IBM 7070 Maschinen-Operationen IBM Form 74821.

[5] *Compagnie des Machines Bull:* Cours de programmation Gamma 60.

[6] *A. L. Leiner, W. A. Notz, J. L. Smith, A. Weinberger*, Organizing a network of computers to meet deadlines. Proceedings of the EJCC, Dec. 1957, S. 9—13.
Pilot — the NBS multi-computer system. Proceedings of the EJCC, Dec. 1958, S. 71—74.
Pilot — a new multiple computer system. Journal of the ACM 6 (1959), S. 313—338.

[7] *James W. Forgie*, The Lincoln TX-2 Input-Output System. Proceedings of the EJCC, May 1957, S. 156—160.

[8] *F. W. Schmitt, A. B. Tonik*, Sympathetically programmed computers. Proc. of the ICIP (Paris 1959). Verl. R. Oldenbourg, München (1960), S. 344—347.

[9] *C. Strachey*, Time sharing in large fast computers. Proceedings of the ICIP (Paris 1959). Verl. R. Oldenbourg, München (1960), S. 336—341.

[10] *Minneapolis-Honeywell Datamatic Division:* Honeywell 800, Programmers' Reference Manual, 1960.

[11] *F. R. Güntsch, W. Händler*, Zur Simultanarbeit bei Digitalrechnern. Elektronische Rechenanlagen 2 (1960), S. 117 bis 128.

Ein Verfahren zur Berechnung von Optimalfiltern auf dem Analogrechner

von W. GILOI

Rechenzentrum der Telefunken GmbH, Konstanz

An analog computation method for optimum filters

Elektron. Rechenanl. 3 (1961), H. 2. S. 61—65
Manuskripteingang: 16. 8. 1960

Die Synthese von „Optimalfiltern" zur Rauschunterdrückung oder zur Vorhersage eines Funktionsverlaufs durch Minimierung des mittleren Fehlerquadrats führt auf die unbequeme Wiener-Hopf-Integralgleichung. In diesem Aufsatz wird ein Verfahren angegeben, das die Berechnung der Gewichtsfunktion des gesuchten Filters auf dem Analogrechner ermöglicht. Realisierungsschwierigkeiten, die sich zunächst für die Rechenschaltung ergeben, können durch netzwerktheoretische Überlegungen, anknüpfend an die zweiseitige Laplace-transformation, überwunden werden. Das Verfahren wird an einem Beispiel erläutert.

The basic relation in the design of optimum linear filters by minimization of the mean-square error is the unconvenient Wiener-Hopf integral-equation. A method is shown to determine the weighting function of the optimum filter by analog computation. There are at first difficulties in the realization of an appropriate computer circuit. They may be overcome by considerations in network theory, based upon the two-sided Laplace transform. This method is explained by an example.

Der elektronische Analogrechner hat sich in den wenigen Jahren seiner Verbreitung als außerordentlich nützliches Instrument zur Untersuchung und Nachbildung dynamischer physikalischer Vorgänge erwiesen. Durch die Bedeutung, die die Untersuchung und Bestimmung von Systemen mit regellosen, nur statistisch beschreibbaren Eingangsgrößen für die Regelungs- und Nachrichtentechnik erlangt hat, gewinnt die Frage an Interesse, wieweit man auch hierfür den normalen elektronischen Analogrechner einsetzen kann. Die vorliegende Arbeit soll einen Beitrag zur Beantwortung dieser Frage leisten.

Bei der statistischen Behandlung von Systemen der Nachrichten- und Regelungstechnik benutzt man speziell als kennzeichnende Funktionen die Korrelationsfunktion

$$\varphi_{ab}(\tau) = \lim_{T\to\infty} \frac{1}{2T} \int_{-T}^{+T} f_a(t) \cdot f_b(t+\tau)\, dt, \tag{1}$$

bzw. ihre Fourier-Transformierte,
die spektrale Leistungsdichte

$$\Phi(j\omega) = \int_{\infty}^{+\infty} e^{-j\omega\tau} \cdot \varphi(\tau)\, d\tau. \tag{2}$$

Setzt man voraus, daß die statistischen Vorgänge stationär sind; d. h. daß sich ihr statistischer Charakter nicht zeitlich ändert, so kann ein Vorgang für alle Zeiten durch eine der beiden Funktionen beschrieben werden. Der große Nutzen dieser Funktionen besteht darin, daß sie sich in die bekannte Darstellung der Systemeigenschaften durch Frequenz- und Zeitfunktionen und in die zugehörige wirkungsvolle Rechenmethodik einfügen.

Wir betrachten nach Bild 1 ein System, das durch die Gewichtsfunktion $g(t)$ (Antwort auf einen Dirac-Stoß) oder die Übertragungsfunktion $G(p)$ gekennzeichnet sein soll. Ein- und Ausgangsgrößen $f_e(t)$ bzw. $f_a(t)$ können durch ihre Autokorrelationsfunktion $\varphi_{ee}(\tau)$ bzw. $\varphi_{aa}(\tau)$ oder durch ihr Leistungsdichtespektrum $\Phi_{ee}(p)$ bzw. $\Phi_{aa}(p)$ gekennzeichnet werden.

Laning und *Battin* [1] geben eine Methode an, die es gestattet, bei bekannten Systemparametern und bekannter Autokorrelationsfunktion der Eingangsgröße den quadratischen Mittelwert und die Autokorrelationsfunktion der Ausgangsgröße mit dem Analogrechner zu berechnen. Dabei wird das System zunächst als zeitlich konstant angenommen. Für Systeme mit zeitlich variablen Parametern stellen die Autoren Regeln für die Gewinnung eines sogenannten „zugeordneten Systems" (adjoint system) auf, das dann die gewünschte Lösung liefert.

Wir wollen hier ein Verfahren zeigen, mit dessen Hilfe wir die oft sehr aufwendige Synthese von Optimalfiltern nach *Wiener* [2] und *Kolmogoroff* durch Anwendung des Analogrechners wesentlich erleichtern können.

Betrachten wir das allgemeine Übertragungssystem nach Bild 1. Die Eingangsfunktion bestehe aus dem Nutzsignal $s(t)$ und dem Rausch- oder Störsignal $n(t)$:

$$f_e(t) = s(t) + n(t). \tag{3}$$

Wir wünschen, daß das Filter auf diese Eingangsgröße mit einer bestimmten, frei wählbaren Ausgangsgröße $f_g(t)$ antworten möge. In Wirklichkeit wird es aber mit der Ausgangsgröße $f_a(t)$ reagieren, $[f_a(t) - f_g(t)]$ ist also der „Fehler" zwischen gewünschter und wirklicher Ausgangsfunktion, und

$$\overline{\varepsilon^2} = \lim_{T\to\infty} \frac{1}{2T} \int_{-T}^{+T} [f_a(t) - f_g(t)]^2\, dt \tag{4}$$

der Mittelwert des Fehlerquadrates.

Über $f_g(t)$ können wir noch beliebig verfügen. Bei einem reinen Filterproblem z. B. werden wir fordern, daß

$$f_g(t) = s(t)$$

sei, bei einem Vorhersageproblem entsprechend, daß

$$f_g(t) = s(t+T)$$

sein soll, wenn T die Vorhersagezeit ist.

Ein- und Ausgangsgrößen sind über das Faltungsintegral

$$f_a(t) = \int_{-\infty}^{+\infty} g(\tau) f_e(t-\tau)\, d\tau \tag{5}$$

mit den Systemparametern verknüpft. Nach der bekannten Herleitung von *Wiener* [2] erhält man aus diesem Ansatz unter Einführung der Korrelationsfunktion nach (1)

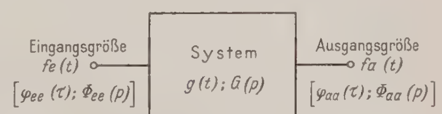


Bild 1. Erklärung der Bezeichnungen.

schließlich für das mittlere Fehlerquadrat den Ausdruck

$$e^2 = \int_{-\infty}^{+\infty} g(\tau)\, \mathrm{d}\tau \int_{-\infty}^{+\infty} g(\sigma) \cdot \varphi_{ee}(\tau - \sigma)\, \mathrm{d}\sigma - 2 \int_{-\infty}^{+\infty} g(\tau) \cdot \varphi_{eg}(\tau)\, \mathrm{d}\tau + \varphi_{gg}(0). \tag{6}$$

Dabei bezeichnet $\varphi_{ee}(\tau)$ die Autokorrelationsfunktion des gesamten Eingangssignals $f_e(t)$, $\varphi_{eg}(\tau)$ die Kreuzkorrelation zwischen Eingangs- und gewünschter Ausgangsgröße und $\varphi_{gg}(\tau)$ die Autokorrelationsfunktion der gewünschten Ausgangsgröße.

Die Bedingung dafür, daß e^2 zu einem Minimum wird, läßt sich durch Anwendung der Variationsrechnung auf (6) ermitteln. Es ergibt sich als hinreichende Bedingung die *Wiener-Hopf*-Integralgleichung

$$\int_{-\infty}^{+\infty} g_{\text{opt}}(\sigma) \cdot \varphi_{ee}(\tau - \sigma)\, \mathrm{d}\sigma - \varphi_{eg}(\tau) = 0 \text{ für } \tau > 0. \tag{7}$$

Die Lösung dieser Integralgleichung liefert die Impulsantwort des Systems, aus der dann die Systemparameter gewonnen werden können. Dabei besteht noch die Nebenbedingung, daß das System realisierbar sein muß. Man sucht letztlich also eine Funktion $g(t)$, für die gilt:

$$\begin{aligned} g(t) &= 0 \quad \text{für } t < 0, \\ g(t) &= g_{\text{opt}}(t) \text{ für } t > 0. \end{aligned} \tag{8}$$

Gl. (7) können wir auch schreiben:

$$\int_{-\infty}^{+\infty} g_{\text{opt}}(\sigma)\, \varphi_{ee}(\tau - \sigma)\, \mathrm{d}\sigma = \varphi_{eg}(\tau) + h(\tau). \tag{9}$$

Dabei ist $h(\tau)$ eine beliebige Funktion, die lediglich die Bedingung

$$h(\tau) = 0 \text{ für } \tau > 0 \tag{10}$$

erfüllen muß. Die linke Seite von Gl. (9) können wir als Faltungsintegral auffassen. Bei Anwendung der Laplacetransformation vereinfacht sich diese Faltung zu einem Produkt. Da sowohl $g_{\text{opt}}(\tau)$ als auch $\varphi_{ee}(\tau)$ für negative Zeiten nicht verschwinden, ist die Faltung über den gesamten Zeitbereich $-\infty < \tau < +\infty$ zu erstrecken. Dementsprechend kann nicht die gewöhnliche einseitige Laplacetransformation angewandt werden, sondern wir müssen zur zweiseitigen Laplacetransformation [3] übergehen. Da deren Regeln nicht so allgemein bekannt sind, seien sie hier soweit angeführt, wie wir sie im folgenden benötigen werden.

Die gewöhnliche Laplacetransformation

$$F(p) = \int_0^{\infty} f(t)\, \mathrm{e}^{-pt}\, \mathrm{d}t \tag{11}$$

erfordert, daß $f(t)$ für $t < 0$ verschwindet. Enthält $f(t)$ nur zeitlich abklingende Komponenten, so besitzt $F(p)$ nur Pole in der linken Halbebene. In diesem Falle kann $f(t)$ netzwerktheoretisch als die Antwort eines realisierbaren Netzwerks mit der Übertragungsfunktion $F(p)$ auf einen Diracstoß interpretiert werden. Wir wollen ein solches Netzwerk ein „erzeugendes Netzwerk" nennen. Die zweiseitige Laplacetransformation ist nun folgendermaßen definiert:

$$F(p) = \int_{-\infty}^{+\infty} f(t)\, \mathrm{e}^{-pt}\, \mathrm{d}t, \qquad \alpha < \operatorname{Re}(p) < \beta. \tag{12}$$

Für $f(t) = 0$ für $t < 0$ reduziert sie sich auf die einseitige Transformation nach (11). Für $f(t) = 0$ für $t > 0$ wird aus (12)

$$F(p) = \int_{-\infty}^{0} f(t)\, \mathrm{e}^{-pt}\, \mathrm{d}t.$$

Ersetzt man t durch $-t$, so folgt

$$F(p) = \int_{\infty}^{0} f(-t)\, \mathrm{e}^{pt}\, (-\mathrm{d}t) = \int_0^{\infty} f(-t)\, \mathrm{e}^{-(-p)\,t}\, \mathrm{d}t. \tag{13}$$

Nach Gl. (13) kann man die Transformierte einer für positive Zeiten verschwindenden Zeitfunktion also durch folgende Schritte erhalten:

1. Man ersetze t durch $-t$, spiegele also die Funktion an der Achse $t = 0$.
2. Man führe jetzt wie gewohnt für diese Funktion die Transformation (11) durch.
3. Man ersetze im Ergebnis p durch $-p$.

Diese Rechenvorschrift wird die Grundlage für unser Analogrechenverfahren bilden.

Die Transformierte einer mit negativ werdender Zeit abklingenden Funktion besitzt jetzt nur Pole in der rechten p-Halbebene. Für solche nur in der linken t-Halbebene existierenden Zeitfunktionen gibt es also kein realisierbares erzeugendes Netzwerk (eine andere Formulierung der Tatsache, daß bei physikalischen Vorgängen die Zeit nicht rückwärts laufen kann).

Beidseitig existierende Zeitfunktionen wird man nun in zwei Funktionen

$$f(t) = f^-(t) + f^+(t) \tag{14a}$$

aufspalten, die folgendermaßen definiert sind:

$$f^-(t) = \begin{cases} f(t) & \text{für } t < 0 \\ 0 & \text{für } t > 0 \end{cases} \quad \text{und} \quad f^+(t) = \begin{cases} 0 & \text{für } t < 0 \\ f(t) & \text{für } t > 0. \end{cases} \tag{14b}$$

Beide Funktionen wird man getrennt nach den gegebenen Regeln transformieren und beide Bildfunktionen zu einer einzigen Funktion $F(p)$ zusammenfassen, die nun Pole sowohl in der linken wie in der rechten Halbebene besitzt.

Nach diesen Regeln können wir jetzt Gl. (9) transformieren und erhalten

$$G_{\text{opt}}(p) \cdot \Phi_{ee}(p) = \Phi_{eg}(p) + H(p). \tag{15}$$

Sowohl $G_{\text{opt}}(p)$ wie auch $\Phi_{ee}(p)$ besitzen Pole in der ganzen Ebene; ebenso $\Phi_{eg}(p)$. $H(p)$ besitzt wegen (10) nur Pole rechts. $\Phi_{ee}(p)$ wollen wir in das Produkt zweier Teilfunktionen aufspalten:

$$\Phi_{ee}(p) = \Phi^+_{ee}(p) \cdot \Phi^-_{ee}(p). \tag{16}$$

$\Phi^+_{ee}(p)$ enthält dabei alle Pole und Nullstellen von $\Phi_{ee}(p)$ in der linken Halbebene, $\Phi^-_{ee}(p)$ alle Pole und Nullstellen, die in der rechten Halbebene gelegen sind. Es sei hier ausdrücklich bemerkt, daß $\Phi^+_{ee}(p)$ und $\Phi^-_{ee}(p)$ nicht die Bildfunktionen der beiden Teilfunktionen $\varphi^+_{ee}(\tau)$ (für $\tau > 0$) und $\varphi^-_{ee}(\tau)$ (für $\tau < 0$) darstellen. Letztere würden einer Partialbruchentwicklung von $\varphi_{ee}(p)$ entsprechen, während $\Phi^+_{ee}(p)$ und $\Phi^-_{ee}(p)$ die Faktoren einer Produktdarstellung sind. Die Verschiedenheit äußert sich in unterschiedlichen Koeffizienten.

Durch Einsetzen von (16) in (15) erhalten wir, wenn wir noch nach $H(p)$ auflösen und die gesamte Gleichung durch $\Phi^-_{ee}(p)$ dividieren

$$\frac{H(p)}{\Phi^-_{ee}(p)} = G_{\text{opt}}(p) \cdot \Phi^+_{ee}(p) - \frac{\Phi_{eg}(p)}{\Phi^-_{ee}(p)}. \tag{17}$$

Der Term $\dfrac{H(p)}{\Phi^-_{ee}(p)}$ besitzt nur Pole in der rechten Halbebene (da $\Phi^-_{ee}(p)$ nach unserer Voraussetzung nur Nullstellen rechts besitzt). Also hat nach (17) auch der Ausdruck

$$G_{\text{opt}}(p) \cdot \Phi^+_{ee}(p) - \frac{\Phi_{eg}(p)}{\Phi^-_{ee}(p)}$$

nur Pole in der rechten Halbebene. Ersetzen wir jetzt gemäß (8) in (17) die Funktion $G_{\text{opt}}(p)$ durch die Übertragungsfunktion $G(p)$ eines realisierbaren Netzwerks, so hat

$$G(p) \cdot \Phi^+_{ee}(p)$$

nur Pole in der linken Halbebene. Diese Pole müssen jetzt

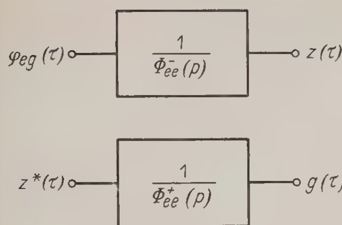


Bild 2. Theoretisches, nicht realisierbares Verfahren zur Gewinnung von $g(t)$ durch ein Netzwerk.

den Polen entsprechen, die

$$\frac{\Phi_{eg}(p)}{\Phi^-_{ee}(p)} = Z(p) \tag{18}$$

in der linken Halbebene besitzt, wenn der ganze Ausdruck (17) nur Pole rechts enthalten soll. Bezeichnen wir mit $Z^*(p)$ die Glieder der Partialbruchentwicklung von $Z(p)$ nach (18), die die Pole in der linken Halbebene kennzeichnen, so muß also nach dem vorherigen gelten

$$G(p) = \frac{Z^*(p)}{\Phi^+_{ee}(p)}. \tag{19}$$

Für die Zeitfunktion $z^*(t)$ gilt demnach

$$\begin{aligned} z^*(t) &= 0 \text{ für } t < 0 \\ z^*(t) &= z(t) = \mathfrak{L}^{-1}\left[\frac{\Phi_{eg}(p)}{\Phi^-_{ee}(p)}\right] \text{ für } t > 0. \end{aligned} \tag{20}$$

($\mathfrak{L}^{-1}$ ist der inverse Laplaceoperator.)

Wenn es möglich wäre, auf dem Analogrechner Netzwerke mit der Übertragungsfunktion $1/\Phi^-_{ee}$ und $1/\Phi^+_{ee}$ herzustellen, so könnten wir nach (19) und (20) $g(t)$ nach dem Schema von Bild 2 gewinnen.

Ein System mit der Übertragungsfunktion $1/\Phi^+_{ee}(p)$ ist praktisch immer realisierbar (wir werden auf die diesbezüglichen Fragen noch eingehen); ein System mit der Übertragungsfunktion $1/\Phi^-_{ee}(p)$ ist jedoch, wie schon erwähnt, prinzipiell nicht zu realisieren.

Hier helfen uns jetzt die Überlegungen, die wir zur Transformation linksseitiger Zeitfunktionen angestellt haben. Danach entspricht das Ersetzen von p durch $-p$ in der Frequenzfunktion einer Substitution von t durch $-t$ in der Zeitfunktion. Ersetzen wir in (18) p durch $-p$:

$$Z(-p) = \frac{\Phi_{eg}(-p)}{\Phi^-_{ee}(-p)},$$

so folgt nach den früher aufgestellten Regeln für die Erzeugung von $z(-t)$ durch ein Netzwerk das Schema nach Bild 3.

Das Leistungsdichtespektrum $\Phi_{ee}(j\omega)$ ist als Fouriertransformierte der geraden Autokorrelationsfunktion $\varphi_{ee}(\tau)$ ebenfalls eine gerade Funktion (das folgt auch direkt aus der Definition als Leistungsdichte, d. h. als reelle Funktion einer komplexen Variablen. Also sind die Pole von $\Phi_{ee}(p)$ symmetrisch zur imaginären Achse angeordnet. Die Symmetrie zur reellen Achse ist ja von vorneherein erfüllt, so daß damit gilt:

$$\frac{1}{\Phi^-_{ee}(-p)} = \frac{1}{\Phi^+_{ee}(p)}. \tag{21}$$

Die Funktion $\varphi_{eg}(-\tau)$ können wir erhalten, indem wir eine Funktion aufbauen, die den Wertevorrat von $\varphi_{eg}(\tau)$ in umgekehrter Richtung durchläuft. Normalerweise ist die Kreuzkorrelationsfunktion $\varphi_{eg}(\tau)$ eine gemessene Funktion, die man sich am Analogrechner mit Hilfe eines Funktionsgebers herstellt. Dabei ist es natürlich gleichgültig, ob

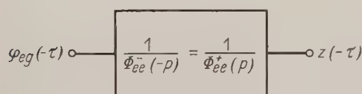


Bild 3. Abwandlung zur Umgehung der Realisierungsschwierigkeiten.

man an diesem $\varphi_{eg}(\tau)$ oder $\varphi_{eg}(-\tau)$ einstellt; bzw. wenn man $\varphi_{eg}(\tau)$ eingestellt hat, kann man $\varphi_{eg}(-\tau)$ dadurch gewinnen, daß man die Funktion von rechts nach links abtastet. Man muß dabei lediglich auf die richtige Wahl und die eindeutige Zuordnung des Zeitmaßstabes achten.

Bei der Berechnung von $g(\tau)$ ist also nach folgendem Schema zu verfahren:

1. Man stelle eine Rechenschaltung her, die die Übertragungsfunktion $1/\Phi^+_{ee}(p)$ erfüllt. Das dabei einzuschlagende Verfahren wird im nachfolgenden Beispiel eingehend gezeigt werden.
2. Man stelle die Funktion $\varphi_{eg}(\tau)$ auf einem Funktionsgeber ein.
3. Man errege die Rechenschaltung durch die Funktion $\varphi_{eg}(-\tau)$, die man durch Abtasten von $\varphi_{eg}(\tau)$ *von rechts nach links* erhält.

   Die Ausgangsgröße der Rechenschaltung ist $z(-\tau)$. Man schreibe diese Funktion von *rechts nach links* auf, wodurch man direkt $z(\tau)$ erhält.
4. Man stelle den Teil von $z(\tau)$ für $\tau > 0$ auf einem Funktionsgeber ein. Mit dieser Funktion $z^*(\tau)$ errege man erneut die Rechenschaltung. Das Ergebnis ist die gesuchte Funktion $g(\tau)$.

Bild 4 verdeutlicht noch einmal schematisch das Verfahren. Die Berechnung wird besonders einfach, wenn man einen elektromagnetisch oder photoelektrisch arbeitenden Kurvenabtaster benutzt. Man kann dann direkt die graphisch gegebene Funktion $\varphi_{eg}(\tau)$ (von rechts nach links) abtasten, ebenso den Teil $z^*(\tau)$ (für $\tau > 0$) des (von rechts nach links) aufgezeichneten Ergebnisses $z(\tau)$. Das Verfahren funktioniert aber auch ebensogut mit etwas mehr Zeitaufwand bei Verwendung eines Diodenfunktionsgebers.

Ein Beispiel[1])

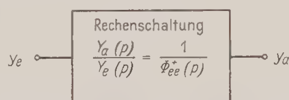
Gegeben sei ein Eingangssignal $s(t)$ mit dem Leistungsdichtespektrum

$$\Phi_{ss}(p) = \frac{36}{(p^2-1)(p^2-36)}$$

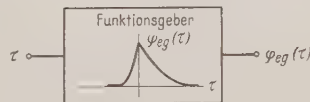
(p hat die Dimension s^{-1}).

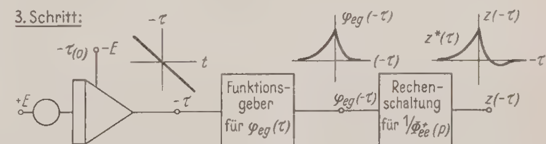
[1]) Die Daten des vorliegenden Beispiels sind aus [4] entnommen.

1. Schritt:



2. Schritt:





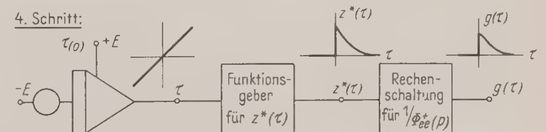


Bild 4. Verdeutlichung des beschriebenen Verfahrens.

Wenn wir weißes Rauschen annehmen, ist das Leistungsdichtespektrum von $n(t)$ konstant. Es sei

$$\Phi_{nn}(p) = 0{,}5.$$

Entsprechend (3) ergibt sich dann als Leistungsdichtespektrum der Eingangsgröße $f_e(t)$

$$\Phi_{ee}(p) = \Phi_{ss}(p) + \Phi_{nn}(p)$$

$$= \frac{36}{(p-1)(p+1)(p-6)(p+6)} + 0{,}5$$

$$= \frac{1}{2}\,\frac{(p-1{,}79)(p+1{,}79)(p-5{,}82)(p+5{,}82)}{(p-1)(p+1)(p-6)(p+6)}.$$

Als optimales Filter wünschen wir ein Vorhersagefilter mit einer Vorhersagezeit von 0,1 s. Es ist also

$$f_g(t) = s(t+0{,}1).$$

Da Signal und Störung unkorreliert sind, ergibt sich als Kreuzkorrelationsfunktion zwischen Eingangsgröße und gewünschter Ausgangsgröße die Funktion

$$\varphi_{eg}(\tau) = \varphi_{ss}(\tau + 0{,}1).$$

1. Schritt

Wir haben zunächst nach (16) $\Phi_{ee}(p)$ in Faktoren aufzuspalten und daraus $1/\Phi^{+}_{ee}(p)$ zu bestimmen. Wir erhalten

$$\Phi^{+}_{ee}(p) = \frac{1}{\sqrt{2}}\,\frac{(p+1{,}79)(p+5{,}82)}{(p+1)(p+6)}$$

und

$$\frac{1}{\Phi^{+}_{ee}(p)} = \sqrt{2}\,\frac{(p+1)(p+6)}{(p+1{,}79)(p+5{,}82)} = \frac{Y_a(p)}{Y_e(p)}.$$

Durch Ausmultiplizieren folgt

$$p^2 Y_a + 7{,}61\,p Y_a + 10{,}4\,Y_a$$
$$= 1{,}41\,p^2 Y_e + 9{,}90\,p Y_e + 8{,}49\,Y_e.$$

Diese Gleichung fassen wir als Kurzform der Differentialgleichung auf:

$$\frac{d^2 y_a}{dt^2} + 7{,}61\,\frac{dy_a}{dt} + 10{,}4\,y_a = 1{,}41\,\frac{d^2 y_e}{dt^2} + 9{,}90\,\frac{dy_e}{dt} + 8{,}49\,y_e.$$

Um nun die Eingangsgröße y_e nicht zweimal differenzieren zu müssen, integrieren wir diese Differentialgleichung zweimal. Wenn wir dann noch nach $y_a(t)$ auflösen, erhalten wir

$$y_a(t) = 7{,}61\int y_a\,dt + 10{,}4\iint y_a\,dt\,dt$$
$$-1{,}41\,y_e - 9{,}90\int y_e\,dt - 8{,}49\iint y_e\,dt\,dt.$$

Um geeignetere Koeffizienten und einen für den Koordinatenschreiber günstigen Zeitmaßstab zu erhalten, nehmen wir noch eine Zeittransformation vor. Wir führen die neue Zeitvariable ein:

$$x = \lambda t.$$

Wir wählen $\lambda = 4\ \mathrm{s}^{-1}$, und erhalten damit

$$y_a(x) = 1{,}90\int y_a\,dx + 0{,}652\iint y_a\,dx\,dx -$$
$$1{,}41\,y_e - 2{,}48\int y_e\,dx - 0{,}530\iint y_e\,dx\,dx.$$

Bild 5 zeigt die zugehörige Rechenschaltung[2]).

Bezeichnen wir die Maschinenzeit mit t^* und die Integrationskonstante der Integratoren mit k, so muß für unsere normierte Zeitvariable x gelten [5]:

$$x = k \cdot t^*.$$

Damit ist $t^* = \frac{\lambda}{k}\,t$; und mit $\lambda = 4$ und $k = 1\ \mathrm{s}^{-1}$ ist

$$t^* = 4t.$$

Wir haben damit eine eindeutige Zuordnung zwischen der Problemzeit t und der Maschinenzeit t^*.

[2]) Diese Rechenschaltung ist auf den verwendeten *Telefunken*-Tisch-Analogrechner RAT 700 zugeschnitten.

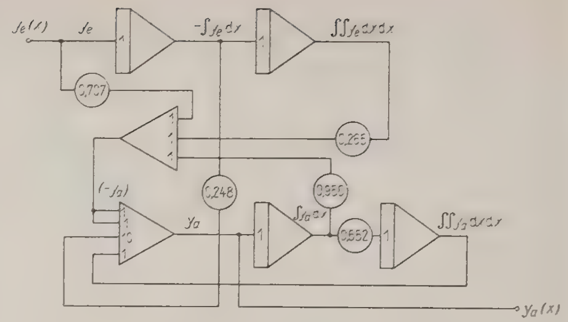


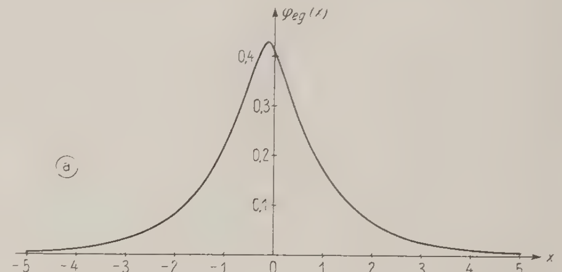
Bild 5. Rechenschaltung für das erzeugende Netzwerk.

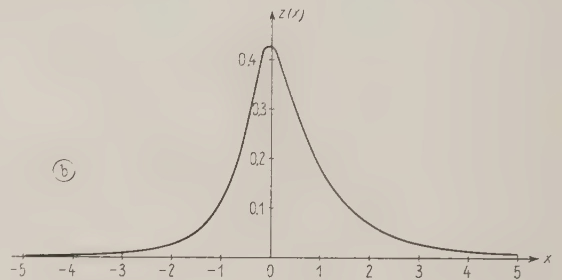
2. Schritt

Normalerweise wird die Funktion $\varphi_{eg}(\tau)$ von einem Korrelator geliefert werden, ist also eine graphisch gegebene Kurve. In unserem Falle ist $\varphi_{eg}(\tau)$ aus dem gegebenen Leistungsdichtespektrum $\Phi_{ss}(p)$ zu berechnen.

Die Partialbruchentwicklung von $\Phi_{ss}(p)$ ergibt

$$\Phi_{ss}(p) = \frac{0{,}515}{(p+1)} - \frac{0{,}086}{(p+6)} - \frac{0{,}515}{(p-1)} + \frac{0{,}086}{(p-6)}.$$





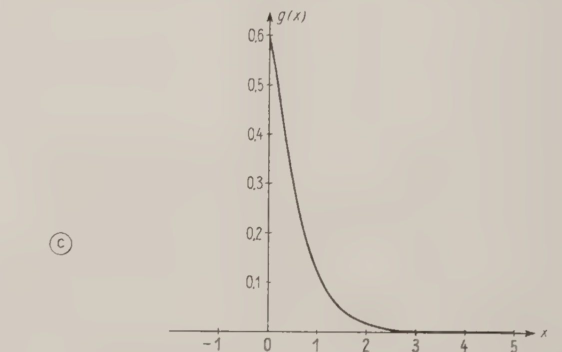


Bild 6. a) die Kreuzkorrelationsfunktion $\Phi_{eg}(x)$,
b) das Zwischenergebnis $z(x)$,
c) die gesuchte Gewichtsfunktion $g(x)$.

Daraus folgt

$$\varphi_{ss}(x) = \begin{cases} 0{,}515\, e^{-x} - 0{,}086\, e^{-6x} & \text{für } x > 0, \\ 0{,}515\, e^{+x} - 0{,}086\, e^{+6x} & \text{für } x < 0, \end{cases}$$

(dabei ist schon die im 1. Schritt durchgeführte Zeittransformation berücksichtigt).

Die Kreuzkorrelationsfunktion $\varphi_{eg}(x)$ geht wie schon erwähnt aus der Autokorrelationsfunktion $\varphi_{ss}(x)$ durch Verschieben um $x_0 = 0{,}1$ nach links hervor. Bild 6a zeigt diese Funktion, die jetzt an einem Funktionsgeber einzustellen ist. Dabei ist es in unserem speziellen Falle gleichgültig, ob man $\varphi_{ss}(x)$ um x_0 nach links verschiebt, um $\varphi_{eg}(x)$ zu erhalten, oder ob man das Koordinatensystem um diesen Betrag nach rechts verschiebt. Bei Verwendung eines Diodenfunktionsgebers wird man zweckmäßigerweise die symmetrische Funktion $\varphi_{ss}(x)$ einstellen und die notwendige Koordinatenverschiebung bei der Aufzeichnung des Ergebnisses $z(t)$ berücksichtigen.

3. Schritt

Wir geben jetzt die im Funktionsgeber gespeicherte Funktion an den Eingang der Rechenschaltung und zeichnen (von rechts nach links) das Ergebnis $z(x)$ auf (Bild 6b).

4. Schritt

Den Teil $z^*(x)$ für $x > 0$ geben wir von einem Funktionsgeber erneut in die Rechenschaltung ein und erhalten an ihrem Ausgang die gesuchte Funktion $g(x)$ (Bild 6c). Ein Vergleich dieses Ergebnisses mit dem von [4] rechnerisch ermittelten Resultat ergibt eine sehr gute Übereinstimmung.

Das vorliegende Beispiel wurde wegen seiner Einfachheit gewählt, die es noch erlaubt, das gefundene Ergebnis mit geringem Aufwand auf dem Papier nachzurechnen. Das Maß an Arbeitserleichterung durch Anwendung des Analogrechners dürfte natürlich erst bei komplizierteren Beispielen richtig sichtbar werden. An diesem Beispiel wird aber auch schon deutlich, daß der Umfang der Rechenschaltung auch bei komplizierteren Problemen nicht allzugroß werden wird, d. h. daß man die meisten Probleme auch auf einer kleinen Anlage wird behandeln können. Die Anlage muß allerdings mindestens einen Funktionsgeber enthalten (falls man nicht über zwei Koordinatenschreiber mit Funktionsabtaster verfügt). Das hier angefügte Beispiel wurde auf dem Tischanalogrechner RAT 700 der *Telefunken* GmbH durchgerechnet, der über zwei Funktionsgeber mit je 20 Streckenabschnitten verfügt.

Die Frage der Realisierbarkeit der Rechenschaltung für $\dfrac{1}{\Phi^+_{ee}(p)}$

Das Eingangssignal $s(t)$ wird immer von einem physikalischen Gebilde geliefert werden, von einem System also, das notwendig einer Frequenzbandbegrenzung unterworfen ist. Die Funktion $\Phi_{ee}(p)$ hat damit immer einen Polüberschuß. Kommt nun weißes Rauschen hinzu, so wird durch die Addition einer Konstanten — wie unser Beispiel gezeigt hat — die Funktion $\Phi_{ee}(p)$ ebensoviele Nullstellen wie Pole aufweisen. Das gleiche gilt dann auch für die Funktion $1/\Phi^+_{ee}(p)$. Diese Funktion brauchen wir jetzt nur so oft durch p zu dividieren, bis nur noch fallende Potenzen von p vorkommen, um eine Funktion zu erhalten, für die immer eine Rechenschaltung aus Integratoren, Summatoren und Koeffizientenpotentiometern angegeben werden kann.

Ist das Rauschen nicht „weiß", sondern ebenfalls im Frequenzband begrenzt, oder ist überhaupt kein Rauschen wirksam, so hat jetzt $\Phi_{ee}(p)$ einen Polüberschuß und damit $1/\Phi^+_{ee}(p)$ mehr Nullstellen als Pole. Eine solche Funktion ist zunächst physikalisch nicht durch ein Netzwerk zu realisieren. Man kann sich aber dadurch helfen, daß man die mit dem Nullstellenüberschuß n behaftete Funktion mit einer Hilfsfunktion $Q(p)$ multipliziert, die folgendermaßen definiert wird:

$$Q(p) = \prod_{i=1}^{n} \frac{q_i}{(p + q_i)}. \tag{22}$$

Die Eigenwerte q_i können verschieden oder gleich sein; sie müssen nur so groß gewählt werden, daß sie hinreichend weit außerhalb des Frequenzbandes liegen, das die zu übertragende Funktion einnimmt, damit sie das Ergebnis nicht verfälschen.

In unserem Beispiel hatten wir aus der Übertragungsfunktion $1/\Phi^+_{ee}(p)$ eine Differentialgleichung aufgestellt. Besitzt $1/\Phi^+_{ee}(p)$ den Nullstellenüberschuß n, so bedeutet dies, daß die Störfunktion dieser Differentialagleichung n-mal differenziert werden muß. Die Schaltung eines differenzierenden Rechenverstärkers zeigt Bild 7a, eine bessere, aus den üblichen Rechenelementen bestehende Differenzierschaltung ist in Bild 7b angegeben. Beide Schaltungen haben die Übertragungsfunktion

$$\frac{y_a(p)}{y_e(p)} = -\frac{1}{k}\, p \cdot \frac{q_0}{p + q_0}. \tag{23}$$

Sie bestehen also sozusagen aus einem exakten Differenzierglied und einem nachgeschalteten Tiefpaß mit dem Pol $-q_0$. Bei der Schaltung nach Bild 7a ist $k = \dfrac{1}{R_0 C}$ und $q_0 = \dfrac{1}{R_1 C}$, bei der Schaltung nach Bild 7b ist k die am Integrator gewählte Integrationskonstante [5], während die „Polfrequenz"

$$q_0 = \frac{k}{1 - \alpha} \tag{24}$$

direkt durch geeignete Wahl der Einstellung α am Potentiometer eingestellt werden kann. Ein Vergleich von (22) und (23) zeigt nun, daß die am Analogrechner realisierbaren Differenzierschaltungen das gleiche bewirken, wie das Verfahren, das in Gl. (22) seinen Ausdruck findet. Man kann also auf diese Weise die mit einem Nullstellenüberschuß verbundenen Schwierigkeiten beheben und praktisch immer eine Rechenschaltung für $1/\Phi^+_{ee}(p)$ aufstellen.

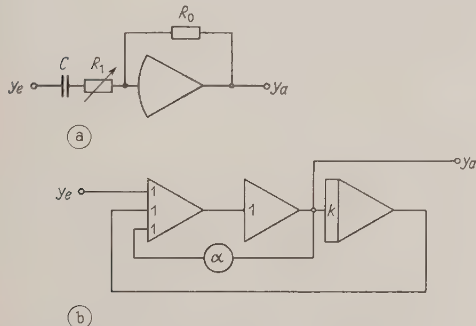


Bild 7. a) Differenzierender Rechenverstärker,
b) Differenzierschaltung aus Integratoren und Summatoren.

Literatur

[1] *J. H. Laning*, und *R. H. Battin*, Random Processes in Automatic Control. McGraw-Hill, New York, 1956.

[2] *N. Wiener*, The Extrapolation, Interpolation, and Smoothing of Stationary Time Series. John Wiley & Sons, New York, 1949.

[3] *B. Van der Pol*, und *H. Bremmer*, Operational Calculus Based on the Twosided Laplace Integral. Cambridge University Press, London, 1950.

[4] *J. G. Truxal*, Automatic Feedback Control System Synthesis. McGraw-Hill, New York, 1955.

[5] Anleitung zum Analogrechnen mit dem Telefunken-Tischrechner RAT 700. *Telefunken*-Druckschrift, Konstanz, 1960.

Die Maschinelle Fertigungsdisposition

Teil 5: Maschinenbelastung und Kapazitätsausgleich

Production planning and control by computer

Part 5: Machine loading and production capacity scheduling

von H. ARNOLD und M. WOLTERS
Zentrale Kaufmännische Abteilung
der Siemens & Halske AG, München

Elektron. Rechenanl. 3 (1961), H. 2, S. 66—69
Manuskripteingang: 19. 1. 1961

Integrierter Bestandteil der maschinellen Fertigungsdisposition ist der Abgleich der Wunschtermine mit der vorhandenen Fertigungskapazität. Die Verfahrensmöglichkeiten reichen hier vom Aufzeigen der effektiven Belastung je Maschinengruppe und eventueller Kapazitätsüberläufe mit anschließendem personellen Einregeln bis zur automatischen Rückkopplungsrechnung ohne weiteren personellen Eingriff. Diese wird während des Auflösungsablaufes zur Bedarfsermittlung (analytischer Ablauf) in der Weise durchgeführt, daß die Kapazitätseinpassung je Bauteil innerhalb einer Dispositionsstufe im Kernspeicher durchgeführt wird, wobei etwaige Verschiebungen des Endtermines für Bauteile dieser Dispositionsstufe auf Magnetband ausgegeben werden. Nach Abarbeiten aller Dispositionsstufen erfolgt ein Ablauf in umgekehrter Richtung (synthetischer Ablauf), bei dem die Rückkopplungen von Stufe zu Stufe an Hand der beim analytischen Ablauf auf Band gespeicherten Daten wirksam werden.

Consolidation of requested delivery dates with existing production capacity is an integrated part of production planning and control by computer. The range of possible procedures varies from accumulation of machine time per machine group and indication of over-load situations with subsequent manual correction, to a fully automatic feed-back calculation which omits all manual controls. This calculation routine operates during normal breakdown-procedure for the computation of secondary demand for lower planning levels (analytic phase), fitting-in the machine-times of every parts-number in this planning level into the earliest available capacity, using core storage only, and reading out necessary time corrections of end-delivery dates for these parts-numbers on magnetic tape. When computation of the lowest planning level is completed, a procedure in opposite direction is started (synthetic phase), in which all inter-level feed-back data stored on tape during the analytic phase become effective.

1. Problemstellung

Die Kapazitätsabfrage und das Einpassen der maschinell errechneten Fertigungs-Soll-Daten[1]) in die durch Fertigungsengpässe geschaffene, von Disposition zu Disposition wechselnde Situation ist ein zwar schwieriges, aber mit einer modernen und ausreichend ausgestatteten Datenverarbeitungsanlage befriedigend lösbares Teilproblem der maschinellen Fertigungsdisposition. Die Maschinenprogramme bedienen hierbei einen weiten Bereich, der vom einfachen Aufsummieren der Belastungsdaten aller Arbeitsplatzgruppen bis zur automatischen Rückkopplungsrechnung über alle Fertigungsstufen hinweg eine Vielzahl von Auswertungsmöglichkeiten bietet. Die unter Umständen notwendig werdenden Verschiebungen bereits eingeplanter Daten sollen bei möglichst exakter Einhaltung gegebener Endtermine ohne personellen Eingriff durchgeführt werden, wobei betriebsindividuelle Optimierungsregeln beachtet werden. Hierzu gehören die durch Reduzierung der Durchlaufzeiten und spätestmögliche Fertigung erreichbare Minimierung der Bestände und damit des gebundenen Kapitals und die Vorgaberechnung nach Auftragsprioritäten unter Beachtung wirtschaftlicher Losgrößen und Losteilungen.

Eine Simulation von Betriebsabläufen mit fiktiven Größen zu Prognosezwecken oder als Testfall bei schwierigen Betriebsumstellungen wird überhaupt erst durch eine derartige vollmaschinelle Belastungsrechnung möglich. Im Rahmen dieses Aufsatzes sollen einige Lösungsmöglichkeiten angedeutet werden. Eine ausführliche Systemdarstellung mit detaillierten Blockdiagrammen bleibt einer späteren Veröffentlichung vorbehalten.

2. Voraussetzungen

In dem für jedes Bauteil vorhandenen, auf Magnetband gespeicherten Dispositionssatz[2]) müssen ausgewählte Fertigungsplandaten enthalten sein. Hierzu gehören für jeden Arbeitsgang die Arbeitsplatzgruppe bzw. Maschinengruppe, die Vorbereitungs- und Vorgabezeit sowie die Zwischenlaufzeit zum nächstfolgenden Arbeitsgang. Ferner muß im Kernspeicher oder Trommelspeicher eine Tabelle aller Arbeitsplatzgruppen mit ihren Soll-Kapazitäten und den gruppenindividuellen Einrichtezeiten vorhanden sein. Die Anordnung und Verschlüsselung der Arbeitsplatzgruppen soll möglichst so erfolgen, daß ein automatisches Ausweichen auf Alternativmaschinen möglich wird, z. B. auf eine 6-t-Presse, wenn die im Arbeitsplan angegebene 4-t-Presse besetzt ist.

3. Lösungsmöglichkeiten

Bei keinem der im folgenden beschriebenen Verfahren wird eine Belastungs*fortschreibung* angewendet. Es erfolgt bei jeder Dispositionsrechnung ein Belastungs-*Neuaufwurf*. Hierdurch wird eine Entlastungsrechnung vermieden, die stets ungenau ist, da sie mit Soll-Werten erfolgen muß. Eine Umrechnung bei Bedarfs-Storni kann entfallen.

3.1 Soll-Belastung und Überlaufausweis

Bei diesem einfachen Verfahren, das für unkomplizierte Fertigungen völlig ausreicht, werden während des Dispositionsablaufes je Arbeitsplatzgruppe und Termin auftragsweise die Belastungsdaten gesammelt. Dieses geschieht bei Vorhandensein hinreichend großer Speicherkapazität auf einem Medium mit wahlweiser Zugriffsmöglichkeit, wobei die einzelnen Aufträge nach Prioritätsgruppen geordnet werden können. Diese sind z. B. durch eine Differenzierung nach Vorrats- und Kundenaufträgen gegeben oder werden durch die Vertriebsabteilung mittels auftragsgebundener

[1]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 3 (1961), H. 1, Beitrag von *M. Wolters* und *H. Schmitt*.

[2]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 3 (1961), H. 1, Beitrag von *M. Wolters* und *H. Schmitt*, § 1: „Dispositionssatz-Technik".

Kennziffern festgelegt. Ein Prioritätsfaktor kann ferner von der Datenverarbeitungsanlage durch die Gegenüberstellung von Liefertermin und dem Datum des Dispositionsablaufes errechnet werden.

Bei Speicherung der Belastungsdaten auf *Magnetband* muß nach Beendigung des Dispositionsablaufes nach Arbeitsplatzgruppen und gegebenenfalls innerhalb dieser nach Prioritäten umsortiert werden, bevor mit dem Drucken der Belastungsliste begonnen werden kann. Belastungsausgleich und Terminverschiebungen werden an Hand dieser Liste dann personell durchgeführt.

Für die *langfristige Kapazitätsvorausplanung*, die gegenüber der etwa wöchentlich durchgeführten Feinplanung in größeren Zeitintervallen an Hand des auf viele Monate im voraus bereits eingeplanten Fertigungs-Solls erfolgt, wird dieses Verfahren auch neben einer vollmaschinellen Rückkopplungsrechnung angewendet, um rechtzeitig Kapazitätsausweitungen veranlassen zu können.

3.2 *Korrekturhilfe bei Überlauf*

Bei dem hier geschilderten Verfahren wird nicht nur die Soll-Belastung je Arbeitsplatzgruppe festgestellt, sondern es wird immer dann, wenn eine weitere Belastung einer bereits voll belegten Arbeitsplatzgruppe errechnet ist, von der Datenverarbeitungsanlage ermittelt, wann frühestens diese Gruppe mit dem erforderlichen Zeitanteil wieder belegt werden kann. Die dazwischen liegende Verlustzeit wird mit Angabe der betroffenen Bauteil-, Auftrags- und Arbeitsplatzgruppennummer auf eine Lochkarte ausgestanzt. Voraussetzung hierzu ist, daß entweder der Auftrag vom Primärbedarf bis zum Fertigungswerkstoff über die Auflösung mit heruntergegeben wird[3]), oder daß dieser Zusammenhang zum Primärauftrag anderweitig wieder hergestellt werden kann.

Der Ablauf ist in Bild 1 im Prinzip dargestellt: Ausgehend von dem — in der simultan ablaufenden Auflösungsrechnung ermittelten — Endtermin ET_n der Dispositionsstufe n wird durch Subtraktion der Gesamtdurchlaufzeit D_n dieser Stufe der Anfangstermin AT_n errechnet. Ausgehend vom AT versucht die Rechenanlage, an Hand der gespeicherten Arbeitsplatzgruppendaten und der Fertigungsplandaten des betreffenden Dispositionssatzes, die Belegung der einzelnen Gruppen durchzuführen. Jedesmal, wenn hierbei eine Verschiebezeit auftritt, wird eine Lochkarte mit den erwähnten Daten ausgestanzt. Die weitere Auflösung in die nächstniedrigere Stufe geschieht jedoch so, als ob keine Verschiebung notwendig wäre.

Nach Abschluß des Dispositionsablaufes liegt dann ein Lochkartenpaket vor, das nach Auftragsnummern sortiert und lochschrift-übersetzt wird. Der Disponent kann dann zusammen mit den Arbeitsverteilern entscheiden, ob die auf einer bestimmten Arbeitsplatzgruppe errechnete Verschiebezeit für den betreffenden Auftrag anerkannt werden soll, oder ob die zum ursprünglichen Zeitpunkt fehlende Kapazität auf der betroffenen Arbeitsplatzgruppe durch Überstunden bzw. zusätzliche Schichten eingebracht werden kann. Ferner besteht die Möglichkeit, durch personellen Entscheid nicht den von der Rechenanlage ausgewiesenen, sondern einen anderen Auftrag zu verschieben. In derartigen Fällen wird die betreffende Lochkarte vernichtet, während dann, wenn die Verschiebezeit anerkannt oder für einen anderen Auftrag personell angeordnet wird, die betreffenden Lochkarten beim *nächstfolgenden Dispositionsablauf* — nach Aufträgen umsortiert — wieder eingegeben werden und dann den Endtermin des betroffenen Primär-Auftrages um die größte aller für diesen Auftrag in irgendwelchen Dispositionsstufen auftretenden Verschiebezeiten in die Zukunft verlegen.

3.3 *Vollmaschinelle Kapazitätsausgleichsrechnung (Feinplanung)*

[3]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 3 (1961), H. 1, Beitrag von *M. Wolters* und *H. Schmitt*, 3.1 „Auftragsweise Bedarfsführung".

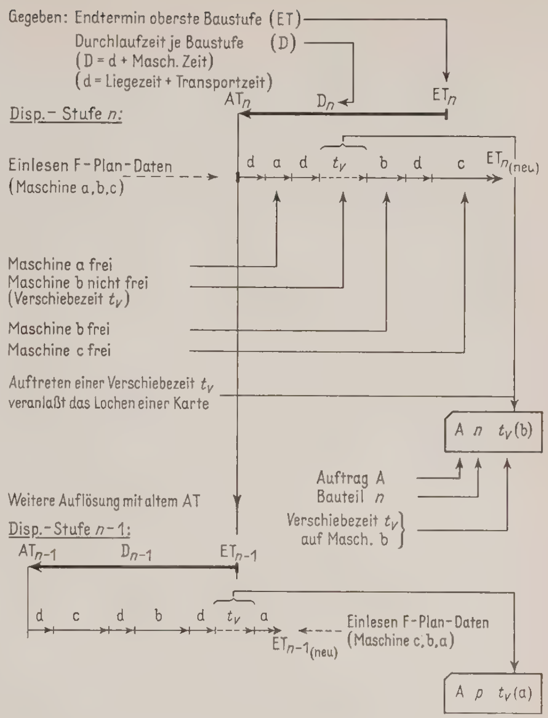


Bild 1. Korrekturhilfe bei Überlauf.

3.31 Problem der Rückkopplungen

In der Regel durchläuft ein Bauteil eine bestimmte Reihenfolge von Arbeitsplätzen: eine „Arbeitsplatzkette" die im Fertigungsplan festgelegt ist. Die Hauptschwierigkeiten bei einer maschinellen Durchführung der Kapazitätsausgleichsrechnung liegen darin, daß sich einmal innerhalb der Arbeitsplatzkette bei der kapazitiven Einplanung eines Arbeitsplatzes Rückwirkungen auf vor- und nachgeschaltete Arbeitsplätze ergeben, zum anderen aber auch Rückwirkungen auf vor- und nachgeschaltete Bauteile (also Dispositionsstufen) entstehen.

Es sind demnach zwei Arten der maschinellen Rückkopplung erforderlich:

1. Rückkopplung in der Arbeitsplatzkette eines Bauteiles,
2. Rückkopplung von Bauteil zu Bauteil über die Dispositionsstufen.

Es scheint zunächst naheliegend, die Ausgleichsrechnung insofern zu vereinfachen, daß man die maschinellen Rückkopplungen von Bauteil zu Bauteil ausklammert und die Einplanungsrechnung auf die Arbeitsplatzketten der Bauteile beschränkt. Diese Vereinfachung würde jedoch zu folgenden Konsequenzen und Einschränkungen führen:

1. Um Rückwirkungen auf bereits eingeplante höherstufige Bauteile auszuschließen, müßte man bei der Durchführung der Ausgleichsrechnung einer Arbeitsplatzkette zur Bedingung stellen, daß bei Kapazitätsüberlauf Terminverschiebungen nur in Richtung Vergangenheit vorgenommen werden dürfen. Da aber in der Regel die Belegungsdichte in Richtung „Heute" sehr stark zunimmt, und zumindest bei der gegenwärtigen Wirtschaftslage eine kurzfristige Vergabe von Entlastungsaufträgen an Fremdlieferanten meist nicht durchführbar ist, erscheint es fraglich, wenn nicht unmöglich, Terminverschiebungen in Richtung „Heute" vornehmen zu können. Eine derartige Begrenzung der Kapazitätsausgleichsrechnung hat daher wenig Sinn.



Bild 2. Maschinelle Kapazitäts-Ausgleichs-Rechnung.

2. Läßt man Terminverschiebungen in Richtung Zukunft zu, so ist ein manueller Ausgleich von Stufe zu Stufe erforderlich.

   Da bei einer Kapazitätsausgleichsrechnung nicht mehr mit durchschnittlichen Durchlaufzeiten je Bauteil gerechnet werden sollte, in denen eine genügende Lagerreserve zum Abfangen von Planungsdifferenzen enthalten ist, sondern eine Terminisierung der Vorgaben nach Werkstatt- und Arbeitsplätzen vorgenommen wird, ist bei Terminverschiebungen in höheren Stufen eine Fülle von manuellen Umplanungen der Werkstatt- und Arbeitsplatztermine erforderlich. Diese Umplanungen wären wesentlich aufwendiger als bei den unter 3.1 und 3.2 beschriebenen vereinfachten Verfahren ohne Ausgleichsrechnung, da bei diesen Umplanungen nur die Endtermine je Baunummer oder Auftrag zu betrachten wären und die Feinterminisierung weitgehend dem Werkstattmeister überlassen wird, der infolge der bei diesen Verfahren größer angesetzten Sicherheitszeiten wesentlich mehr Einplanungsspielraum hat.

   Eine maschinelle Kapazitätsausgleichsrechnung sollte deshalb eine vollmaschinelle Rückkopplungsrechnung enthalten, die es gestattet, mit einem Minimum an maschinellen Durchläufen diese Rückkopplungen zu bewältigen und die Terminverschiebungen sowohl innerhalb der Arbeitsplätze eines Bauteils, *als auch von Bauteil zu Bauteil*, rückwirkend bis zum ursprünglichen Kunden- oder Vertriebsauftrag, zu berücksichtigen.

3.32 Lösungsprinzip der maschinellen Kapazitätsausgleichsrechnung.

Die eigentliche Dispositionsrechnung, deren Theorie und Durchführung in früheren Aufsätzen[4]) beschrieben wurden, wird zu einer reinen Mengenrechnung:

1. Dispositive Vergleichsrechnung (D in Bild 2).
2. Auflösungsrechnung

Ausgehend von den in der Dispositionsrechnung ermittelten Fertigungssollmengen wird unter Berücksichtigung von Werkstattbeständen (bereits laufenden aktiven Vorgaben) für alle Bauteile der Eigenfertigung während der Kapazitätsausgleichrechnung

1. eine terminliche Auflösung über die Arbeitsplätze hinweg vorgenommen (durchgezogene Pfeile in Bild 2),
2. eine Kapazitätseinplanung (Belastungsrechnung) durchgeführt,
3. bei Überbelastung auf Zeitabschnitte mit freien Kapazitäten ausgewichen (zunächst Richtung „Heute", ist dies nicht möglich, Richtung Zukunft).
4. Ist aus Belastungsgründen eine Terminverschiebung in Richtung Zukunft erforderlich ($+ t_v$ in Bild 2), so findet eine Rückkopplung innerhalb der Arbeitsplatzkette eines Bauteils statt.

   Es werden also in Form eines *analytischen Ablaufes*, beginnend beim Fertigprodukt, endend beim Material, die erforderlichen Fertigungssollmengen für alle zugehörigen Zwischen- und Unterprodukte in einer Auflösungsrechnung ermittelt und innerhalb der Arbeitsplatzketten der Bauteile kapazitiv bereits soweit eingeplant, bis eine terminliche Abstimmung der betroffenen Arbeitsplatzgruppen erreicht ist. Die ausgewiesenen Termine je Arbeitsplatz werden so festgelegt, daß die Anschlußtermine an den nächsten Arbeitsplatz gewährleistet sind und die erforderliche Kapazität für die Fertigung belegt wird.

   Die Differenzen, die sich beim letzten (obersten) Arbeitsgang eines Bauteils gegenüber dem ursprünglich verlangten Termin ergeben, werden mit Angabe des alten Termines, des neuen Termines und der betroffenen Baunummer der bereits vorläufig eingeplanten höheren Dispositionsstufe auf Magnetband gegeben. Der *analytische Ablauf* läuft zunächst ohne Berücksichtigung dieser Rückwirkungen auf ablaufmäßig vorgeschaltete Bauteile höherer Dispositionsstufen bis zur Materialstufe ab.
5. In einem *synthetischen Ablauf* (beginnend mit der Teilestufe, endend beim Fertigprodukt) werden anschließend die Rückkopplungen von Bauteil zu Bauteil berücksichtigt (strichpunktierte Pfeile in Bild 2), wobei wiederum eine terminliche Ein- und Umplanung bei den betreffenden Arbeitsplatzketten mit entsprechender Kapazitätsrechnung durchgeführt wird.

Zusammenfassend sei gesagt: Die doppelten Rückkopplungswirkungen werden maschinell dergestalt gelöst, daß in einem analytischen Ablauf zunächst die dispositive Vergleichsrechnung durchgeführt wird und die Rückkopplungen *innerhalb der Arbeitsablaufkette* eines Bauteils intern im Rechner berücksichtigt werden. Die aus diesen Arbeitsplatz-Rückkopplungen resultierenden *Auswirkungen auf*

[4]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 2 (1960), H. 4, Beitrag von *H. Arnold* und Elektronische Rechenanlagen 3 (1961), H. 1, Beitrag von *M. Wolters* und *H. Schmitt*.

den Bauteilzusammenhang werden zunächst auf Magnetband gespeichert, später insgesamt über alle Bauteile hinweg in einem synthetischen Ablauf in umgekehrter Richtung verarbeitet.

Um diese Rückkopplungsrechnung innerhalb der Arbeitsablaufkette eines Bauteils und von Bauteil zu Bauteil vornehmen zu können, ist es erforderlich, sich einen ,,Ariadne-Faden" durch die Auflösungsrechnung von Bauteil zu Bauteil und von Arbeitsgang zu Arbeitsgang während des analytischen Ablaufes von der Datenverarbeitungsanlage legen zu lassen, um im späteren Rücklauf bei Produkt-Verzweigungen (vielfach-verwendbare Bauteile) oder mengen- und terminmäßigen Veränderungen den richtigen Anschluß wiederzufinden.

3.33 Maschinelle Durchführung

Die Durchführung der Kapazitätsausgleichsrechnung geschieht unter Verwendung einer Datenverarbeitungsanlage mit Kernspeicher (als Arbeitsspeicher) und Trommel (als Belastungssammler), 6 Bandeinheiten, einer Lochkarten-ein- und -ausgabeeinheit und einem Drucker (Tabelliermaschine) mittels des Siemens-Speicherstufen-Verfahrens®[5]).

Die Eingabelochkarten für die in einem späteren Dispositionsablauf erforderlichen Istmeldungen werden während des synthetischen Ablaufs größtenteils vorgestanzt und gehen dann als Rückmeldungen, ergänzt um evtl. Abweichungen, in einem späteren Planungsablauf an die Datenverarbeitungsanlage zurück, so daß ein manuelles Lochen weitgehend entfällt:

Je vorzugebendem Bauteil werden Vorschlagskarten ausgestanzt, die geordnet nach Termin in einer Vorgabekartei in der Arbeitsverteilung abgestellt werden. Bei effektivem Vorgabebeginn (entsprechend dem eingelochten Termin) werden diese Vorgabekarten an die Datenverarbeitungsanlage zurückgegeben und als aktive Vorgaben vermerkt (Werkstattbestände).

Für jeden Arbeitsplatz, den ein Bauteil bei Vorgabe durchläuft, werden je ausgestanzter Vorgabekarte die zugehörigen Arbeitsplatzkarten vom Rechner ausgegeben. Diese Arbeitsplatzkarten sind je Arbeitsplatz terminisiert. Sie erhalten die zu fertigende Stückzahl und die entsprechenden Angaben für die spätere Lohnverrechnung. Diese Arbeitsplatz- bzw. Lohnlochkarten werden, innerhalb Werkstattnummern nach Arbeitsplätzen geordnet, in terminlicher Reihenfolge in einer Arbeitsplatz-/Lohnkartei abgestellt. Bei Fälligkeit des Termins wird an Hand dieser Karte die Durchführung der Arbeit veranlaßt. Nach Arbeitsvollzug läuft diese Lochkarte als Fertigmeldung an die Datenverarbeitungsanlage zurück und findet anschließend weitere Verwendung als Lohnlochkarte und für eine spätere statistische Auswertung des Leistungsgrades (Korrektur der Rüst- und Stückzeiten).

Für Fremdfertigungsbauteile und Entlastungsaufträge werden Bestellochkarten ausgestanzt, welche alle erforderlichen Angaben für den Einkauf enthalten. Nach Auftragsvergabe an den Fremdlieferanten gehen diese Karten ebenfalls an die Datenverarbeitungsanlage zurück und veranlassen dort die Abspeicherung entsprechender offener Bestellungen im Dispositionssatz. Durch Doppeln der Bestellkartei werden die Lieferzugangskarten für die Wareneingangsstelle gewonnen. Bei Liefereingang werden diese Lochkarten als Lieferzugangskarten an die Datenverarbeitungsanlage gegeben, um eine Löschung der offenen Bestellungen vornehmen zu können.

Neben der Errechnung der Vorgaben und der Rückmeldung erforderlicher Terminverschiebungen an den Vertrieb können die Engpaßmaschinen ausgedruckt werden, bei denen ständig Kapazitätsüberlauf auftritt, sowie eine Liste der erforderlichen Überstunden, die innerhalb Werkstattnummer nach Arbeitsplätzen geordnet ist.

[5]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 3 (1961), H. 1, Beitrag von *M. Wolters* und *H. Schmitt.*

3.34 Minimierung der Durchlaufzeiten

Die Kapazitätsausgleichsrechnung ist im wesentlichen eine Terminrechnung. Diese termin-orientierte Ausgleichsrechnung führt

1. zur Ermittlung von mengenmäßig bestimmten und terminlich detaillierten Vorgaben, deren Terminisierung nicht nur je Bau-Nummer, sondern auch je Werkstatt und innerhalb dieser je Arbeitsplatz festgelegt ist,
2. zur Rückmeldung auftragsabhängiger Zeitverschiebungen an den Vertrieb, damit die Vertriebsdisposition rechtzeitig Maßnahmen zur Umdisponierung treffen bzw. dem Kunden entsprechend Mitteilung geben kann.

Da bei einer Ausgleichsrechnung eine Terminisierung so vorgenommen wird, daß die Anschlußtermine für die Fertigung in jedem Fall gewährleistet sind, erscheint ein Großteil der sonst üblichen für eine ausreichende Lagerhaltung vor den Maschinen angesetzten Sicherheitszeiten hinfällig. Diese Lagerreserven dienen vor allem zum Abfangen von Planungsdifferenzen, die entstehen, wenn keine Ausgleichsrechnung durchgeführt wird. Sie erfüllen gleichsam die Funktion einer Ausgleichsrechnung.

Die Dispositionsrechnung sollte bei Einführung einer Ausgleichsrechnung nicht mehr mit durchschnittlichen Durchlaufzeiten je Bauteil durchgeführt werden, da in ihnen zu große Zeitreserven für Planungsdifferenzen enthalten sind, die bei Durchführung einer Kapazitätsausgleichsrechnung nicht erforderlich, ja sogar falsch wären. Bei einer Ausgleichsrechnung werden durchschnittliche Liegezeiten nicht generell bei allen Bauteilen eingesetzt, sondern nur dort, wo dies aus Kapazitätsgründen und zur Gewährleistung der Terminanschlüsse unbedingt erforderlich ist.

Die Gesamtlaufzeit der betrieblichen Fertigung setzt sich zusammen aus

$$\sum_{1.\,\mathrm{AP}}^{n\text{-ter AP}} t_{tr} + t_s + t_v + t_b$$

über alle Arbeitsplätze, welche die zu fertigenden Bauteile durchlaufen, wobei

t_{tr} = Transportzeit
t_s = Sicherheitszeit
t_v = Verschiebezeit
t_b = Bearbeitungszeit + Rüst- und Einrichtzeit.

Die Komponenten $t_v + t_b$ werden während der Ausgleichsrechnung maschinell ermittelt und berücksichtigt. Die Sicherheitszeit t_s braucht nur noch eine Sicherheit für Stillstandszeiten bei Maschinenbruch, Werkzeugausfall usw. zu geben. Hierzu ist von Zeit zu Zeit ein gewogenes Mittel in einer angehängten statistischen Rechnung zu bilden.

Die einzige Zeitkomponente, die im Betrieb selbst ermittelt und für jeden Arbeitsplatz im Fertigungsplan angegeben werden muß, ist die Transportzeit t_{tr}.

Man erhält also bei einer Ausgleichsrechnung die Zeitkomponenten der Terminrechnung weitestgehend genau, so daß eine relative Minimierung der Durchlaufzeiten möglich ist, ohne daß die Fertigung oder die Liefertermine gefährdet werden.

Im Vorstehenden wurde ein Verfahren skizziert, mit dessen Hilfe eine möglichst optimale Maschinenbelastung unter der Bedingung erreicht werden soll, daß die Kundentermine weitgehend gehalten werden. Es wurde ein Näherungsverfahren mittels dreier Iterationen skizziert. Das Optimum wäre dann erreicht, wenn bei gleichzeitigem Minimum der Summe t_v über alle Arbeitsplätze Terminverschiebungen des Primärbedarfs minimiert wären. Die Erzielung dieses absoluten Minimums bei gegebener Fertigungs- und Auftragssituation würde ein Durchspielen sämtlicher Kombinationsmöglichkeiten erforderlich machen, was u. E. zu zeitaufwendig und daher unwirtschaftlich wäre.

Teil 6: Organisatorische Vorbereitungen

Part 6: Organisational preparations

von H. BOSSERT

Zentrale Kaufmännische Abteilung der
Siemens & Halske AG, München

Elektron. Rechenanl. 3 (1961), H. 2, S. 70—74
Manuskripteingang: 13. 2. 1961

Grundlage der organisatorischen Vorbereitungen für den Einsatz einer Datenverarbeitungsanlage auf dem Sektor der maschinellen Fertigungsdisposition sind die Auswertungstabellen, deren Form, Inhalt und Turnus ihrer Erstellung sowohl die interne Organisation des maschinellen Ablaufes in der Datenverarbeitungsanlage als auch extern die Organisation des Betriebes bestimmen.

Die vorliegende Arbeit behandelt den Aufbau und Inhalt des Dispositions-Magnetbandes sowie spezielle Daten auf den Belegen des Betriebes bzw. den Eingabemedien, den Lochkarten oder Lochstreifen. Besonderes Gewicht wird bei der Beschreibung der organisatorischen Vorbereitungen auf den Aufbau der Baunummern und die Vergabe von Vorgangskennziffern zur Steuerung des Rechenablaufes innerhalb der Datenverarbeitungsanlage gelegt.

Die Vorbereitungen sind in der Reihenfolge, wie sie in der Praxis bearbeitet werden, beschrieben.

Administrative preparations within an organization about to start production planning and control by electronic data processing machine are triggered by the agreed-upon form, contents and cycle of tabulated output data. These variables have decisive influence upon the internal routine of the computer and the external operation-procedures of the organization.

This paper dicusses the following subjects: The construction and contents of the magnetic tape used for scheduling and certain individual data on action-sheets of the organization and on input media, such as punch cards or paper tape. Special emphasis is put upon the construction of the parts-number-system and the development of code-numbers for the control of sub-routines within the data-processing machine.
The operational steps are described in the sequence of their occurrence.

1. Themenabgrenzung

Um den Rahmen dieses an sich sehr umfangreichen Themas nicht zu weit auszudehnen, werden drei einschränkende Voraussetzungen getroffen:

Die Vorbereitungen beziehen sich auf den Einsatz einer Siemens-Datenverarbeitungsanlage 2002 und auf das in vorangegangenen Artikeln behandelte Dispositionssystem und maschinelle Ablaufprinzip.

Vorbereitungen hinsichtlich der Lochkarten-Organisation, wie z. B. das Entwerfen von Verbundlochkarten, werden als bekannt vorausgesetzt und deshalb nicht beschrieben. Aus der Fülle der oft bis ins kleinste Detail gehenden organisatorischen Vorbereitungen wurden nur die wesentlichsten Punkte herausgegriffen.

2. Die organisatorischen Vorbereitungen

PHASE 1:

Bildung einer Arbeitsgruppe

Die Arbeitsgruppe setzt sich aus 3 bis 6 Angehörigen des Betriebes zusammen, denen die eigene Organisation der Fertigung und des Lagerwesens bekannt sein muß. Diese Gruppe arbeitet einen Global-Dispositionsablauf aus und koordiniert alle an sie im Zusammenhang hiermit herantretenden Wünsche der einzelnen Betriebsbereiche.

Sie sollte der Betriebsleitung direkt beigeordnet werden.

Je nach anstehenden Problemen können ihr zusätzlich Sachbearbeiter einzelner Betriebsbereiche beratend vorübergehend angehören.

PHASE 2:

Festlegung der Dispositions-Ergebnislisten

Ausgangspunkt jeder organisatorischen Vorbereitungsarbeit sind die vom Betrieb gewünschten Ergebnislisten der Disposition. Denn ohne Kenntnis dessen, was von der maschinellen Fertigungsdisposition als Ergebnis geliefert werden soll, können keine organisatorischen Vorbereitungen im einzelnen getroffen werden, außerdem fehlt der Programmierung jede Grundlage. Beispiele für die verschiedenen Arten der Auswertungstabellen wurden im Rahmen dieser Artikelreihe[1]) aufgezählt und beschrieben.

Zu den Ergebnislisten mag noch ein wichtiger Vorschlag angefügt werden:

Es ist zweckmäßig, jede Liste in Form, Inhalt und Turnus mit allen an ihr interessierten Stellen bis zur Klärung auch des letzten Details zu diskutieren. Die verabschiedete Liste dient dann als Vorlage für die Programmierung und ist richtungweisend für die organisatorischen Voraussetzungen.

Es muß darauf aufmerksam gemacht werden, daß eine vom Benützer der Liste unter Umständen als geringfügig angesehene Änderung eine Umstellung der Organisation des maschinellen Ablaufes und der des Betriebes hervorrufen kann. Monatelange auf den Listen basierende Vorbereitungsarbeiten können dadurch hinfällig werden.

PHASE 3:

Abgrenzung der Betriebsbereiche und Bestimmung der Dispositionsobjekte

Erst nach der eindeutigen Festlegung der Dispositionsergebnisse kann an diese nächste Vorbereitungsarbeit herangegangen werden.

Zweck der Ausführungen wird sein, zu zeigen, daß während der organisatorischen Vorbereitungen selten ein Betriebs-

[1]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 3 (1961) H. 1, Beitrag von *D. v. Mandelsloh.*

bereich nur unter dem Gesichtswinkel Disposition betrachtet werden kann. Obwohl z. B. die Bereiche Kalkulation, Kostenrechnung oder Stückzeitplanung von der Fertigungsdisposition nur am Rande berührt werden, müssen im Hinblick auf eine evtl. Ausdehnung der maschinellen Datenverarbeitung die Anschlußmöglichkeiten eingeplant sein. Unmittelbar an der Disposition beteiligte Dienststellen, wie

der Einkauf,
alle Lager oder lagerähnliche Stellen,
die Werkstätten und
die Fertigungseinleitung bzw. die Arbeitsvorbereitung

müssen sofort organisatorisch einbezogen werden.

Wieweit die gegenseitige Verzahnung geht, oder welche Funktionen einzelner Bereiche abgespalten werden können, hängt von der Art der Fertigung und der Größe und Organisation des Betriebes ab. Auf jeden Fall ist es rationeller, die Nahtstellen zu anderen Betriebsbereichen sofort einzubeziehen bzw. offen zu lassen, als später bei einer Ausdehnung der maschinellen Abrechnung über die Fertigungsdisposition hinaus diese Gebiete gewaltsam an das durch die Disposition geschaffene Organisationssystem anzugleichen. So kann z. B. die oft sehr individuelle Lagerabrechnung dadurch vorbereitet und erleichtert werden, daß alle zur Disposition benötigten Lagerbewegungsdaten während des Ablaufes dieser auf ein besonderes Lagerband geschrieben werden, mit dem dann spezielle Lagerabrechnungen durchgeführt werden können.

Zu der horizontalen Bereichsabgrenzung tritt die vertikale Abgrenzung durch die Bestimmung der Dispositionsobjekte. Nicht jedes im Betrieb verarbeitete Material und nicht jedes hergestellte Produkt wird Dispositionsobjekt. So sind z. B. Gemeinkostenmaterial oder bestimmte Massenteile billiger und mit genügender Genauigkeit personell erfaßbar. Auch empfiehlt es sich, nur die fertigungsmäßig abgeschlossenen Produkte in die Disposition einzubeziehen und zwangsläufig anfallende Zwischenprodukte auszuklammern.

PHASE 4:

Der Dispositionsturnus

Die Festlegung des Dispositionsturnus ist von zwei Faktoren abhängig. Der eine ist der Turnus, in dem die Bedarfsermittlung durchgeführt werden soll, der andere, in welchen Abständen die Bewegungen erfaßt werden können. Bei einem vom Bedarf her gegebenen Dispositionsturnus muß der Bewegungserfassungsturnus gleich oder kleiner sein. Beide sind voneinander abhängig und müssen koordiniert werden. Der Dispositionsturnus wirkt sich auf den Inhalt der Ergebnislisten und die Speicherplatzorganisation auf dem Dispositionsband aus.

PHASE 5:

Aufbau des Dispositionsbandes

Mit einem einmaligen Arbeitsaufwand müssen alle dispositionsnotwendigen Daten aller in die Disposition einbezogenen Objekte auf das Dispositionsband gebracht werden.

Aus vorhandenen Unterlagen, wie Fertigungsplänen, Montagelisten, Stücklisten oder Konstruktionslisten usw., die entweder bereits ablochfähig sind oder erst ablochfähig gemacht werden müssen, werden diese Daten auf Lochkarten oder Lochstreifen als Zwischenspeicher übertragen, wobei die Dispositionsobjekte durch Baunummern identifiziert und mit internen Steuerungsmerkmalen versehen werden.

Die Baunummer

Die Baunummer besteht aus der Identifikationsnummer und der vorangesetzten Dispositionsstufennummer. Sie sollte nicht mehr als 12 Dezimalstellen = 1 Maschinenwort umfassen. Diese Forderung ist aber nicht zwingend, sondern nur im Hinblick auf einen rationellen Maschinendurchlauf wünschenswert.

Die Identifikationsnummer

Sie braucht nur eine laufende Numerierung der Dispositionsobjekte zu sein, die innerhalb des Dispositionsbereiches und im Verkehr mit der Datenverarbeitungsanlage gilt. Bedingung ist, daß das Dispositionsobjekt eindeutig durch sie gekennzeichnet wird.

Die Dispositionsstufennummer

Sie hat allein den Zweck, die Dispositionsobjekte in die für die Auflösung geforderte Reihenfolge zu bringen. In dieser Reihenfolge werden sie auf dem Dispositionsband gespeichert.

Zwei Wege stehen für die Vergabe der Dispositionsstufen offen.

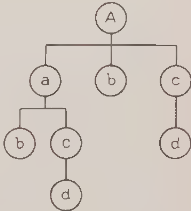
Personelle Vergabe

Dabei erhalten grundsätzlich alle disponierten Fertigungswerkstoffe die Dispositionsstufe 0. Unter Zuhilfenahme von Fertigungsplänen, Stücklisten, Konstruktionsplänen, Montagelisten usw. vergibt man an alle Teile, die nur aus Fertigungswerkstoff der Stufe 0 bestehen, die Dispositionsstufe 1. Teilezusammenstellungen, die aus Teilen der Stufe 1 gefertigt werden, erhalten die Stufe 2. Die Dispositionsstufe 3 wird den Baugruppen zugeordnet, in denen Teilezusammenstellungen der Stufe 2 verwendet werden, usw. Auf diese Weise baut man von unten her die Dispositionsstufen auf. Gekaufte Dispositionsobjekte legt man entweder in eine besondere, möglichst tiefe Stufe oder günstiger in die Stufe, in der sie lägen, wären sie im eigenen Betrieb gefertigt.

Maschinelle Vergabe

Die Vergabe auf diesem Wege kann als organisatorische Vorarbeit sowohl mit konventionellen Lochkartenmaschinen als auch mit einer Datenverarbeitungsanlage durchgeführt werden. Der Ablauf wird hier nur im Prinzip beschrieben. Es möge folgender konstruktiver Zusammenhang bestehen: Ein Endprodukt A wird aus der Baugruppe a, dem Fertigungswerkstoff b und dem Teil c zusammengebaut. Die Baugruppe a besteht aus dem Teil c und dem Fertigungswerkstoff b. Das Teil c besteht aus dem Fertigungswerkstoff d. Die Buchstaben stehen symbolisch für die Identifikationsnummern.

Die grafische Darstellung sieht so aus:



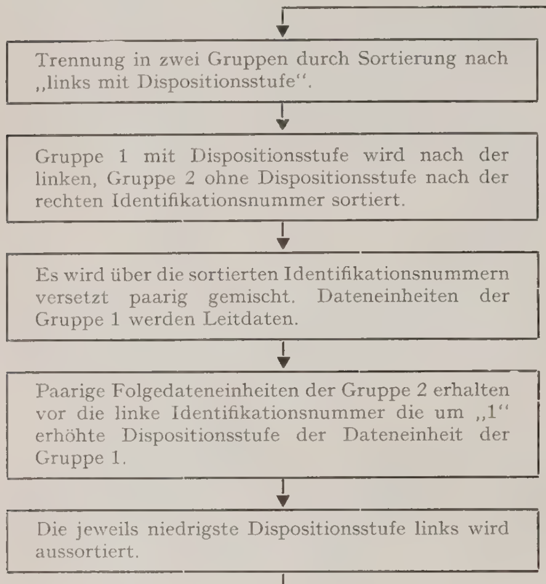
In eine zweigeteilte Lochkarte wird in die rechte Hälfte die Identifikationsnummer eines Dispositionsobjektes und in die linke Hälfte die Identifikationsnummer des Objektes eingelocht, in das das rechte Objekt eingeht. Folgende Lochkarten entstehen:

A	a
A	b
A	c
a	b
a	c
c	d

Dazu erhält das Endprodukt die Lochkarte | A | A |
und die Fertigungswerkstoffe die Lochkarten | 0 b | - | und | 0 d | - |

d. h. die Ausgangsprodukte (= Fertigungswerkstoff) erhalten beim Ablochen, z. B. der Materiallagerkartei, die

Dispositionsstufe 0 vor die Identifikationsnummer in den linken Teil gelocht. Jede Lochkarte bildet eine Dateneinheit. Folgende Arbeitsgänge werden zyklisch durchgeführt:



Ergibt die Trennung in zwei Gruppen nur noch die Gruppe 1, dann erhalten die Dateneinheiten, die rechts und links die gleiche Identifikationsnummer haben, links eine um „1“ erhöhte Dispositionsstufe.

Alle Dateneinheiten, auch die aussortierten, werden nach der linken Identifikationsnummer sortiert und, wenn sie mehrfach vorkommen, die mit der höchsten Dispositionsstufe herausgesucht.

Auf dieser Dateneinheit steht dann die zu jeder Identifikationsnummer gehörende Dispositionsstufe.

Interne Steuerungsmerkmale

Mittels Steuerungsmerkmalen, unter die auch andere Begriffe, nicht nur Zahlen fallen, wird intern der Ablauf der Programme einer Datenverarbeitungsanlage reguliert sowie extern die gewünschte Reihenfolge der Eingabemedien erreicht. Die Merkmale können von außen an die Datenverarbeitungsanlage herangebracht oder in ihr gespeichert sein.

Durch das *Dispositionstypenmerkmal*, das zu jeder Informationseinheit des Dispositionsbandes gehört, wird je Dispositionsobjekt der ihm entsprechende Programmast angesprochen, z. B. „Disposition nach Bedarf“.

Es ist numerisch einstellig, da zehn Typen innerhalb eines Dispositionsbereiches ausreichen.

Das *Fertigungsmerkmal* hat nur drei Formen, um Eigen-, Fremd- oder Gemischtfertigung zu kennzeichnen. Es ist notwendig, um z. B. den Programmast „Auflösung“ bei Eigenfertigung ansprechen zu können.

Die beiden als Beispiel angeführten internen Steuerungsmerkmale sind in dem Änderungsdienst der Stückliste mit einzubeziehen. Auf weitere interne Kennziffern einzugehen, hätte an dieser Stelle keinen Zweck, zumal ihre Art und Anzahl weitgehend von der Programmiertechnik und dem Können des Programmierers abhängen.

Mit einem Änderungsdienstprogramm werden diese Daten vom Zwischenspeicher auf das Dispositionsband übertragen. Es sei betont, daß es sich hierbei nur um die Daten handelt, die in einer Stückliste ausgedruckt werden.

Die Stückliste

Sie ist das Protokoll über den Inhalt des Dispositionsbandes und dient der Kontrolle der Richtigkeit und Vollständigkeit der Daten des Dispositionsbandes sowie der Durchführung von Datenänderungen; denn in sie werden die auf dem Dispositionsband gespeicherten inhaltskonstanten Daten der Dispositionsobjekte von der Datenverarbeitungsanlage ausgedruckt.

Im wesentlichen sind dies:

die Baunummer,
die Benennung und Bezeichnung,
der Zuschlagsfaktor,
die Laufzeit und
die Zugehörigkeiten mit Baunummer und Menge pro Baueinheit.

Durch die auf dem Dispositionsband herrschende Ordnung[2]) können diese Daten in erster Lesart je Dispositionsobjekt nur einmal ausgedruckt werden. Es ist also nicht möglich, eine Gesamt-Stückliste je Enderzeugnis zu erstellen.

Die Forderung nach einer derartigen Gesamt-Stückliste je Enderzeugnis kann von der Konstruktion, der Kalkulation oder der Fertigungsplanung gestellt werden. Um ihr nachzukommen, muß der Inhalt des Dispositionsbandes um die Angabe des Enderzeugnisses je Dispositionsobjekt (Verwendung) erweitert werden. Erst dann kann die Gesamt-Stückliste, bestehend aus den Einzel-Stücklisten aller Dispositionsobjekte, die in dem Enderzeugnis enthalten sind, gedruckt werden. Jede Einzel-Stückliste wird so oft ausgedruckt, wie Verwendungen in ihr angegeben sind. Danach werden die Einzel-Stücklisten personell auf Grund der Angabe der Verwendung zur Gesamt-Stückliste zusammengestellt.

Kontrolle der Stückliste

Die wichtigste Kontrolle besteht in der Prüfung der Vollständigkeit, d. h. der Prüfung, ob für jede Zugehörigkeit auch eine entsprechende Informationseinheit vorhanden ist. Diese Kontrolle kann personell durch Abhaken der Baunummer von Zugehörigkeit und Informationseinheit an Hand der ausgedruckten Stücklisten durchgeführt werden. Die Kontrolle kann auch maschinell vorgenommen werden. Dabei wird für jedes Dispositionsobjekt der höchsten Dispositionsstufe ein Pseudo-Bedarf eingegeben und gleichzeitig jeder Bestand und Auftrag gleich Null gesetzt. Zwangsläufig löst jetzt bei der Dispositionsdurchführung der Primärbedarf stets nachgeordneten Bedarf tieferer Dispositionsstufen aus, der nach dem maschinellen Ablaufprinzip auf das Magnetband 5 geschrieben wird, und per Programm kann geprüft werden, ob unpaarige Dispositionssätze oder Bedarfssätze zurückbleiben. Beim Auftreten solcher Unvollständigkeiten sind die Daten des Dispositionsbandes zu ändern bzw. zu ergänzen.

Änderungsdienst der Stückliste

Es liegt nahe, den Änderungsdienst derart mit der ausgedruckten Stückliste zu koppeln, daß auf Grund von personellen Änderungen in ihr im Rechenzentrum Änderungslochkarten erstellt werden. Grundsätzlich liegen vier Änderungsarten vor:

Änderung von Anschrifts- oder Rechendaten,
Löschung oder Hinzufügung von Verwendungsdaten,
Löschung oder Hinzufügung von Zugehörigkeitsdaten,
Änderung der Menge pro Baueinheit innerhalb der Zugehörigkeit.

Das Löschen oder Hinzufügen ganzer Informationseinheiten fällt dabei unter die erste Änderungsart.

[2]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 3 (1961) H. 1, Beitrag von *M. Wolters* und *H. Schmitt*.

Auf der Stückliste muß, damit die Locherin richtige Änderungslochkarten erstellen kann, auch die Änderungsart angegeben sein, möglichst bereits im Formulardruck.

Andererseits kann die Locharbeit wesentlich rationalisiert werden, wenn der Ändernde, nachdem er in der Stückliste korrigiert hat, je nach Änderungsart unterschiedliche Verbundlochkarten ausschreibt. Bei diesem Verfahren bleibt die Stückliste im Betrieb und falsche Änderungen lassen sich an Hand der Verbundlochkarte schnell klären.

PHASE 6:

Organisation der Belegeingabe

Die Vorbereitung der Eingabe, zu der die Beleggestaltung, Auswahl und Inhalt der Eingabemedien, Kennziffernvorgabe und ähnliches gehören, bildet den Schwerpunkt der organisatorischen Aufgabe, da diese tief und umfassend in den bestehenden betrieblichen Ablauf eingreifen kann.

Primäre Eingabemedien sind Lochkarten, Streifenlochkarten und Lochstreifen. Speziell in den beiden ersten vereinigen sich rationell Beleg und Eingabemedium.

Belegerfassung

Zur Belegerfassung wird eine Istaufnahme aller im Dispositionsbereich vorkommenden Belege durchgeführt. Die grafische Übersicht muß den Belegfluß, seinen Zweck und seine Art aufzeigen. Die zur Disposition nicht benötigten Belege werden ausgesondert und der Rest daraufhin untersucht, ob der Beleg wegfallen kann, weil z. B. an seine Stelle eine ausführliche Liste oder eine Verbundlochkarte tritt, ob er um dispositionsnotwendige Daten zu ergänzen ist oder ob er neu gestaltet werden muß. Ebenfalls geht aus der Übersicht hervor, wo Belege eingeführt werden müssen. Es wird empfohlen, wenn möglich Verbundlochkarten einzuführen, die entweder einen Beleg ersetzen oder parallel zum Einzelbeleg als Sammelbeleg dienen.

Die Durchsprache dieses Themas nimmt die meiste Zeit innerhalb der Vorarbeiten ein und sollte deshalb so frühzeitig als möglich in Angriff genommen werden, zumal es auf andere Zweige der Vorarbeiten stark ausstrahlen kann.

Externe Steuerungsmerkmale

Jede Kennziffer dieser Art muß auf dem Eingabemedium erscheinen, sei es, daß sie vom Beleg auf das Medium übernommen, auf der Verbundlochkarte bereits vorhanden oder von der Locherin auf Grund einer Lochanweisung gelocht wird.

Die *Kartenart* z. B. trennt Lochkarten beim Sortieren in sog. Lochkartenpakete, die dann getrennt in einer bestimmten Reihenfolge in die Datenverarbeitungsanlage gegeben werden. Zur Stückliste werden z. B. nur die Änderungslochkarten oder zur Bestandsliste nur die Bewegungslochkarten benötigt. Außerdem wird über die Kartenart erreicht, daß die Inventurlochkarte eines Dispositionsobjektes stets vor den Bewegungslochkarten liegt. Die Vergabe richtiger Kartenarten setzt also die Kenntnis des Ablaufes der maschinellen Disposition voraus.

Die *Vorgangskennzahl* steuern den an sich stets an gleicher Stelle auf der Lochkarte gelochten Inhalt zum richtigen Speicherplatz mit dem zutreffenden Vorzeichen.

Beispiel:

Die gelieferte Menge ist in den Spalten 46 bis 57 gelocht. Von welcher Dispositionsgröße die Lieferung abgesetzt und zu welcher sie addiert wird, bestimmt die Vorgangskennzahl.

Im Normalfall löst die Vorgangskennzahl eine ,,Per"- und eine ,,An"buchung aus. Daneben kommen aber z. B. Lieferungen vor, die nur entlasten — Liefermeldungen über Abfall oder Ausschuß — und Lieferungen, die neben ,,per" und ,,an" auch noch akkumuliert werden sollen.

Bei einer Art von Vorgangskennzahlen wird je Beleg nur ein Merkmal vergeben. Als Beispiel:

Werkstatt an Lager = 1
Lager an Werkstatt = 2
Lager an Sperrbestand = 3
Sperrbestand an Lager = 4
usw.

An Hand dieses Beispieles wird sofort deutlich, daß die Anzahl der Vorgangszahlen sich nach der Anzahl der Bestandsformen und der zwischen ihnen möglichen Bewegungen richtet. Außerdem entbehren sie jeglicher Systematik, wodurch die Anwendung und automatische Kontrollen erschwert werden.

Eine andere Art der Steuerung verwendet je Bewegung eines Beleges eine separate Vorgangskennzahl. Daneben ist noch aus jeder Kennzahl ersichtlich, um welche Bestandsform und Bewegung es sich handelt. Hierzu sind allerdings zwei Stellen notwendig, da in der ersten Stelle die Bewegungsrichtung und in der zweiten die Bestandsform ausgedrückt wird, so daß die Vorgangskennzahl auf den Belegen bzw. Eingabemedien insgesamt vierstellig wird.

Beispiel:

Bestandsform	Bewegung	
	Zugang	Abgang
Lager m. Akkumulation	0 1	1 1
o. Akkumulation	0 2	1 2
Werkstatt	0 3	1 3
Sperrbestand	0 4	1 4
Disp.-Revisions-Bestand	0 5	1 5
usw.		

In der Praxis haben sich die obigen vier Bestandsformen zur klaren Übersicht für den Disponenten als ausreichend herausgestellt:

Lagerbestand

Die Trennung auf den Listen in Material-, Teile- oder Fertigungslager ist nicht notwendig, da der Disponent entweder aus der mit angeschriebenen Benennung bzw. Bezeichnung oder aus der Dispositionsstufe erkennen kann, um welche Art von Lagerbeständen es sich handelt.

Werkstattbestand

Der Inhalt und die Aussagekraft der unter Werkstattbestand ausgewiesenen Bestände an Dispositionsobjekten steht im Zusammenhang mit den Aufträgen[3]).

Für die Disposition gesperrte Bestände

Hierunter ausgewiesene Bestände an Dispositionsobjekten bleiben außerhalb der Dispositionsrechnung aber dadurch, daß sie angeschrieben werden, nicht außerhalb der Beobachtung durch den Disponenten. Es sind Dubiose aus Lieferungen der Zulieferanten, der Fertigung und des Lagers.

Dispositions-Revisionsbestand

Unter ihm werden Bestände ausgewiesen, die sich aus der Lieferung von Zulieferanten bilden. Diese Bestandsform trifft also nur für die Fremdbezugsobjekte zu. Ihr Inhalt wird erweitert, wenn unter diese Bestandsform auch Dispositionsobjekte fallen, die sich weder im Lager noch in der Werkstatt befinden, aber trotzdem in die Disposition einzubeziehen sind.

[3]) Siehe Elektronische Rechenanlagen 2 (1960) H. 4, Beitrag von *H. Arnold*.

Erst wenn diese vier Bestandsformen durch Fortschreibung ermittelt worden sind, werden sie zum „Bestand neu" der Bestandsformel zusammengezogen. Es wird nur ein einziger Rechengang für die Bestandsfortschreibung programmiert, in der die verschiedenen Summanden, je nach Bestandsform, durch Vorgangskennziffern angesprochen werden. Entsprechender Speicherplatz ist auch auf dem Dispositionsband vorgesehen.

Da jetzt die Möglichkeit der freien Kombination unter den zweistelligen Kennziffern besteht, muß, um Fehler zu vermeiden, versucht werden, auf möglichst vielen Belegen die beiden zweistelligen Vorgangskennzahlen schon vorzudrukken. Auf dem Ablochbeleg der Liefermeldung von der Werkstatt an das Lager mit gleichzeitiger Akkumulation z. B. ist die Vorgangskennzahl-Kombination „13" und „01" vorgedruckt. Wie viele Belege derartig vorbereitet werden können, hängt vom Einzelfall ab.

Unerlaubte Vorgangskennzahlen und Kombinationen können von der Datenverarbeitungsanlage erkannt und durch besondere Fehlerprogramme eliminiert werden.

Eine weitere Methode für die Vergabe von Vorgangskennzahlen zur Kennzeichnung der Bestandsform und des Vorganges besteht in der Verwendung der numerischen Verschlüsselung der liefernden und empfangenden Dienststelle oder Kostenstelle. Dabei muß darauf geachtet werden, daß die „Per-Dienststelle" und die „An-Dienststelle" immer in bestimmte Spalten der Lochkarte gelocht wird.

Beispiel:

„Per-Dienststelle" stets in den Spalten 13 bis 16
„An -Dienststelle" stets in den Spalten 17 bis 20

In der Datenverarbeitungsanlage sind die Dienststellen und die zu ihnen gehörenden Bestandsformen gespeichert, so daß über diesen Katalog zugeordnet werden kann.

Gerade die Vorgangskennzahlen zeigen eine Verbindung zu einem benachbarten Betriebsbereich, nämlich zur Lagerabrechnung, auf. Wenn es gelingt, Kennzahlen zu bilden, durch die erstens alle Lagerbewegungen während der Dispositionsdurchführung auf ein besonderes Magnetband herausgezogen werden können und zweitens, sie so zu gestalten, daß sie sowohl der Lagerabrechnung als auch der Disposition genügen, dann erfüllt man den Idealfall der kombinierten Anwendung einer Datenverarbeitungsanlage, zumindest auf diesen beiden Abrechnungsgebieten.

Eine gründliche und weitschauende Durcharbeitung des Themas Vorgangskennzahlen wirkt sich daneben auf die Klarheit, Zweckmäßigkeit und Aussagekraft aller während der Disposition erstellten Listen vorteilhaft aus.

Die bisher beschriebenen organisatorischen Vorarbeiten können von der Arbeitsgruppe, jeweils erweitert um Sachbearbeiter aus den einzelnen Betriebsbereichen, bewältigt werden.

Aber schon bei Phase 5, Aufbau des Dispositionsbandes, und Phase 6, Organisation der Belegeingabe, kristallisiert sich eine Aufgabentrennung heraus. Ein Teil der Gruppe spezialisiert sich auf die Datenverarbeitungsanlage und ihre Programmierung, der andere auf die organisatorischen Maßnahmen im Betrieb.

PHASE 7:

Programmierung

Erst nach Festlegung aller oben erwähnten Punkte wird ein Programm erstellt, nach dem die Rechenanlage arbeiten soll, um die gewünschten Ergebnisse zu bringen. Ausgangspunkt aller Programmierungsarbeit ist ein Ablaufschema, aus dem die Reihenfolge der einzugebenden Daten, die angeschlossenen Maschineneinheiten und der Verarbeitungsweg hervorgeht.

Die von den Stamm-Mitgliedern der Arbeitsgruppe erstellten Ablaufschemata und Blockdiagramme, in denen beschrieben wird, welche Eingabe-, Such-, Rechen- oder Ausgabevorgänge ablaufen müssen, um zu den gewünschten Ergebnissen zu kommen, werden durch die in dieser Phase der Arbeitsgruppe zugeteilten Programmierer weiter in die einzelnen Vorgänge zerlegt und so dargestellt, daß an Hand dieser Aufstellung die Befehlsfolge ggf. unter Verwendung des Siemens-Autocodersystems PROSA erstellt werden kann.

Diese Befehlsfolge wird am Schreibtisch personell getestet, d. h. auf Grund eines Zahlenbeispieles wird die Richtigkeit der Befehle und ihres Zusammenhanges kontrolliert.

Erst das personell getestete Programm wird dann auf die Datenverarbeitungsanlage gelegt und maschinell getestet. Die Tests werden abschnittsweise vorgenommen und nach Korrektur aller Fehler wird anschließend in einem Gesamttest geprüft, ob die Übergänge von Programmblock zu Programmblock richtig kommen.

PHASE 8:

Praktische Einführung der Disposition im Betrieb

Kurz vor der ersten Dispositionsdurchführung werden mit Lochkarten, Lochstreifen oder Streifenlochkarten die Ausgangswerte aller Dispositionsgrößen eingegeben. Durch Inventuren müssen die Bestände für alle Bestandsformen, die Bedarfszahlen aller Termine und die Aufträge aller Termine ermittelt werden. Die Inventurzahlen werden mit besonderen Steuerungsmerkmalen eingegeben, durch die evtl. bereits vorhandene Zahlen gelöscht werden. Aus diesen Gründen sollte mit der maschinellen Disposition möglichst zum Geschäftsjahresbeginn angefangen werden.

Vorangegangen ist eine gründliche Schulung und Information aller durch die Umstellung betroffenen Bearbeiter.

Die Einführung selbst wird in zwei Abschnitten vorgenommen:

Im ersten Abschnitt findet ein Parallellauf der bestehenden und der maschinellen Fertigungsdisposition mit Ergebnisvergleich statt. Hierbei gewonnene Erfahrungen werden in das Programm eingebaut.

Im zweiten Abschnitt wird nur noch das maschinelle Verfahren angewendet, wobei dieses laufend der Entwicklung angepaßt wird.

Das Sortieren von Magnetband-Daten in einfachen Buchungsanlagen

Sorting of magnetic tape data in simple accounting systems

von W. DE BEAUCLAIR
Darmstadt

Elektron. Rechenanl. 3 (1961), H. 2, S. 75—82
Manuskripteingang: 1. 3. 1961

Wenn große Mengen von Daten in elektronischen Buchungsanlagen verarbeitet werden sollen, so lassen sie sich in wirtschaftlicher Weise nur in Magnetbändern speichern. Magnetbänder stehen ja mit geringer Masse je Information zwischen der Lochkarte als Speicher und dem vollelektronischen Speicher; erstere ist i. a. zu langsam, zweiter bei genügender Kapazität zu teuer. Wenn die Daten zum Buchen selbst oder wenigstens anschließend zum Ausschreiben der Kontoauszüge oder ähnlicher Zusammenfassungen nach Kunden-, Konto- oder Teil-Nummern geordnet sein müssen, so sind also die datentragenden Magnetbänder einem Sortierverfahren zu unterziehen. Mit Sortieren ist dabei ein Ordnen der Daten in aufsteigender Reihenfolge, also nach wachsender Kontonummer oder anderem Sortierbegriff verstanden, wobei die zugehörigen Informationen, z. B. Kontostand oder Zu-Abgangsbetrag, stets beim Sortierbegriff in einem Satz verbleiben. Wie ja überhaupt das Speicherproblem noch lange nicht voll befriedigend gelöst ist, ist auch das Sortieren von Magnetspeicherbändern heute noch einer der Engpässe des elektronischen Rechnens.

Considering the large quantity of data to be processed in electronic accounting machines, magnetic tape storage is the only economic method. Magnetic tapes are placed between the punched card storage and the electronic storage devices, due to the relatively small amount of space required to store one unit of information. As the data are to be ordered for the accounting process itself, or at least, for the final print-out process, the data content of the magnetic tapes must be sorted. "Sorting" signifies here "the ordering of data in an increasing sequence". In this sequence, the additional data (related to the ordering criterion of a sequence) will remain in a block.

The sorting of magnetic tape data is still one of the bottlenecks of electronic computation, since the storage problem on the whole has not yet been satisfactorily solved.

1. Aufgabenstellung und Begrenzungen

In manchen praktisch wichtigen Fällen sind die mathematisch-logistischen Anforderungen an das Buchen so gering, daß sich eigentlich kein Universal-Rechenautomat mit all seinen Speicher- und Programmierungsmöglichkeiten dafür einzusetzen lohnt, sondern daß ein spezieller Buchungsrechner, der im wesentlichen nur Addieren und Subtrahieren kann, ausreicht, und auch ausreichen muß, weil aus Wirtschaftlichkeitsgründen eine zu teure Elektronik die Automatisierung des Buchens verböte. Es ist also die Frage, ob und wie etwa trotzdem ein Ordnen der auf Magnetband gespeicherten Daten durchführbar ist.

Bei den folgenden Überlegungen sind demgemäß drei Begrenzungen zugrunde gelegt:

1. Die Buchungsanlage habe nur sehr geringe logisch-mathematische Fähigkeiten; sie kann weder große Datenmengen noch längere Rechenprogramme speichern, hat vielleicht überhaupt keinen Internspeicher für schnellen Zugriff und nur ein festes, geschaltetes Programm.
2. Die Daten sind in der Reihenfolge ihres zufälligen Eintreffens auf Magnetbändern gespeichert und sollen in größenrichtig aufsteigender Reihenfolge nach einem dezimalen Sortierbegriff — z. B. der Kontonummer — geordnet werden.
3. Das Sortieren soll billige Einrichtungen verlangen und schnell vor sich gehen, weil erstens meist wenig Zeit zur Verfügung steht und auch an den zeitproportionalen Betriebs- und Personalkosten zu sparen ist.

2. Sortieren durch Verteilen nach Dezimalstellen

Um die Sortieraufgabe als solche und die Möglichkeiten zum Sortieren anschaulich zu erläutern, sei als erstes das bekannte Sortieren von Lochkarten vor Augen gestellt (Bild 1):

Die in ungeordneter Reihenfolge im Eingabestapel vorliegenden Karten werden je nach der Ziffer in der unter-

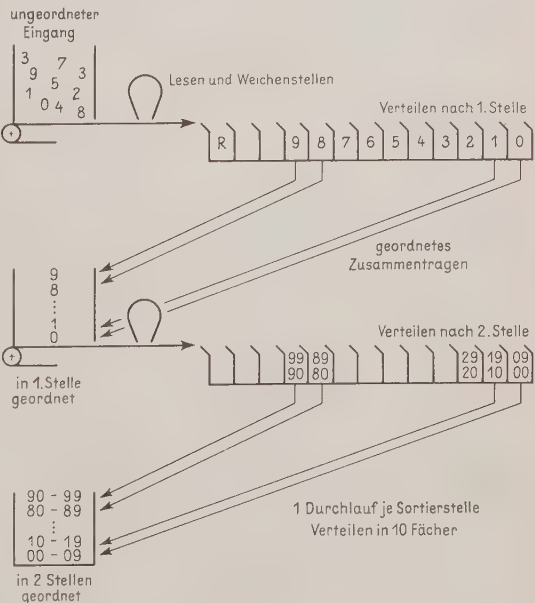


Bild 1. Prinzip des Lochkarten-Sortierens.

sten Dezimalstelle (der Einerstelle) des Sortierbegriffes in 10 Ablegefächer verteilt. Diese 10 Teilstapel werden unter Beibehaltung ihrer Reihenfolge aufeinandergelegt und als Eingabestapel für einen zweiten Sortiergang nach der Zehnerstelle benutzt, so daß jetzt in den 10 Fächern die Zehnerziffern des Sortierbegriffes geordnet sortiert sind. Da die Einerstellenordnung beim zweiten Sortieren nicht geändert wird, liegen die Karten jetzt nach beiden Dezimalstellen sortiert. Das Verfahren wird fortgesetzt, bis alle Stellen des Sortierbegriffes erfaßt wurden. Die Sortiermaschinen haben also 10 Fächer für die Ziffern 0 bis 9, dazu noch ein Restfach für nicht lesbare Karten (und noch 2 Fächer für die Überlochungen 11 und 12).

Wollte man dieses Sortierverfahren auch für Magnetband-Daten beibehalten, so wären also neben dem Eingabeband noch 10 Sortierbänder und evtl. ein Restband erforderlich, also 12 Magnetbandgeräte. Die Sortierzeit wird dann 2 Bandlaufzeiten lang, falls die 10 Bänder im Rücklauf auf das Eingabeband geordnet eingeschrieben werden können. Wird dagegen von den 10 Bändern direkt auf andere 10 sortiert, so sind dafür zwar nur etwas über 1 Bandlaufzeit je Sortierstelle, aber 20 bis 22 Magnetbandgeräte nötig.

Da diese Geräte keineswegs zu den billigen gehören, ist ein derartiger Maschinenpark im allgemeinen untragbar, zumal ja noch Ziffernerkennungs- und Schaltelektronik dazu gehört.

Es wäre zwar auch möglich, jeder Sortierziffer eine Spur auf einem einzigen Band zuzuordnen und die Wörter in Vollserie je auf eine Spur umzuschreiben (Bild 2). Durch dieses Serienwandeln der normalerweise parallel auf das Sammelband geschriebenen Zeichen würde das Band jedoch 5- bis 7mal so lang werden und ebensoviel länger — und zwar 10mal — zurückzulesen und zurückzuspulen sein. Dies ist also trotz des niedrigen Aufwands von nur 2 Magnetbändern nicht diskutabel.

Das reine Sortieren nach Dezimalstellen und 10 Ziffern eignet sich also schon wegen des Geräteaufwandes schlecht für einfache Magnetband-Buchungsanlagen. Ein zweiter, sehr stichhaltiger Grund kommt noch hinzu: es eignet sich noch schlechter für das Sortieren nach Buchstaben, wie es

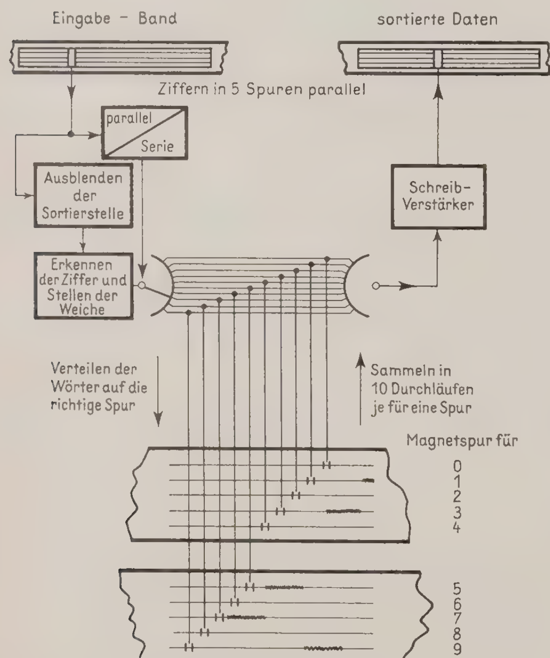


Bild 2. Sortieren durch Verteilen auf 10 Spuren.

bei gemischten Sortierbegriffen aus Ziffern und Buchstaben (so sind sie als Artikelnummern und dergleichen recht häufig) erforderlich ist. Entweder wären 37 Sortierfächer bzw. -bänder vorzusehen, oder mehrere Durchläufe je Sortierstelle — so wird es bei Lochkarten gemacht. Aber wenn schon mehrere Sortierdurchläufe in Erwägung gezogen werden, dann sind andere Verfahren vorzuziehen, die speziell für das Sortieren von Magnetband-Daten ausgearbeitet wurden und die sich ohne weiteres auch für das Sortieren nach Buchstaben eignen. Aus der großen Zahl von mehr oder weniger brauchbaren Möglichkeiten [1], [2], [5] werden einige in einem ersten deutschen Aufsatz [6] untersucht und verglichen; sie seien als im wesentlichen bekannt vorausgesetzt. Nur zum Herausheben des charakteristischen Unterschiedes sei im folgenden das heute übliche Sortierverfahren kurz dargestellt.

3. Mischsortieren ("tape merging")

Beim manuellen Sortieren, z. B. zum Ablegen von Briefen, ordnet man nicht nach einzelnen Buchstaben, sondern nach ganzen Namen, z. B. Schmied
Schmidt
Schmitt
Schmitz.

Man vergleicht also den ganzen Sortierbegriff. Natürlich gehört dazu eine gewisse Urteilsfähigkeit, und es wird ja auch oft genug falsch gemacht.

Das seit längerem eingeführte Sortierverfahren für Magnetbänder, das Mischsortieren („tape merging"), arbeitet in solcher Art. Hierbei werden die Wörter nicht nach der Ziffer einer Dezimalstelle verteilt; sondern durch Vergleich je zweier ganzer Sortierbegriffe aus jeweils einem eigenen Band werden sie ihrer Größenfolge nach alternierend in zwei andere Magnetbänder eingeschrieben, so daß aus dem völlig ungeordneten Eingabeband schrittweise geordnete Teilmengen immer größerer Länge (Blocklängen 1, 2, 4, 8, . . ., 2^n Sätze) entstehen, bis schließlich nur noch ein völlig geordnetes Datenband vorliegt. Im einzelnen sind etwas unterschiedliche Programmabläufe dazu ausgearbeitet, doch ist die Grundlage des Verfahrens immer der Vergleich (das „Kollationieren") von zwei (oder mehr) aus verschiedenen Bändern eingelesenen Zahlen und das Ausschreiben jeweils zuerst der kleinsten davon in ein Band, wobei dieses Band ebenfalls turnusmäßig oder Vergleicher-gesteuert wechselt, so daß für den nächsten Schritt wieder zwei oder mehr getrennte Eingabebänder für den Vergleich vorliegen. Diese Sortierverfahren werden hier als bekannt vorausgesetzt, da sie im vorigen Heft dieser Zeitschrift ausführlich besprochen wurden [3].

Dieses Mischsortieren läßt sich zwar schon mit ab 4 Magnetbandgeräten durchführen, aber das Vergleichen und Mischen verlangt einen leistungsfähigen Elektronenrechner mit großem Internspeicher für mehrere Wortlängen und mit gespeichertem Programm für ziemlich komplizierten Programmablauf zum Vergleichen der Zahlen und zum Steuern der Bänder.

Um dies zu veranschaulichen, sei das Programm für das Vergleichen zweier in sich geordneter Listen und ihr Zusammenfassen in eine Liste mit aufsteigender Reihenfolge kurz schematisch beschrieben an Hand des Blockdiagrammes (Bild 3).

a) Aus beiden Listen wird je das erste Wort A und B (mit den Indizes i und $j = 1$) eingelesen.

b) Als zweites wird ermittelt, ob A größer ist als B (was auch für die normale Reihenfolge von Buchstaben leicht möglich ist, wenn der Buchstabencode zweckmäßig — wie üblich — gewählt wurde).

c) Wenn ja, wird B, wenn nein, wird A in das Sammelband C eingeschrieben, also immer das kleinere von beiden, und jeweils der Index j bzw. i um 1 erhöht, ferner auch der Index r des Sammelbandes C in $r + 1$

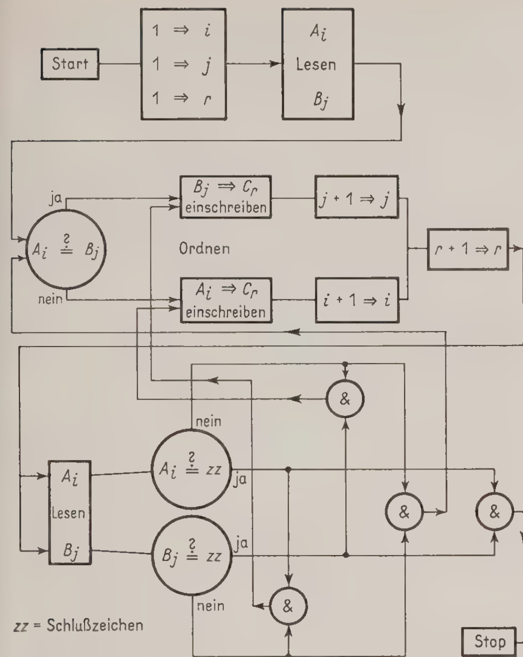


Bild 3. Mischen zweier Listen durch Vergleich zweier Zahlen.

gewandelt. Damit wäre der Hauptteil des Mischens und Ordnens erledigt, doch bleiben noch viele weitere Programmpunkte für einen ordnungsgemäßen Ablauf zu erfüllen.

d) Mit dem neuen Index $i + 1$ bzw. $j + 1$ wird ein neues Wort als Ersatz für das eingeschriebene Wort abgelesen. Dabei ist zu prüfen, ob es etwa in einem Band das Schlußzeichen *ZZ* ist, denn dann könnte das andere Band ohne weiteren Vergleich übernommen, d.h. abgeschrieben werden. Wenn gar in beiden Bändern endlich das Schlußzeichen abgelesen wird, dann kann das Programm sich stillsetzen. Im Normalfall aber werden wieder beide Wörter *A* und *B* verglichen und das kleinere davon ausgeschrieben.

Schon dieses stark vereinfachte Diagramm des Ablaufes eines Schrittes zeigt, daß eine beträchtliche Zahl von Programmschritten nötig ist und daß also zum Sortieren in dieser Art nur eine Rechenanlage mit guten logischen Fähigkeiten dienen kann, daß ein einfacher, nur saldierender Buchungsrechner aber keinesfalls ausreichen würde. In der Praxis wird im allgemeinen nicht nur mit 2 Listen („strings of two“), sondern vielfach mit 3 Listen, also mit 6 Magnetbandgeräten gearbeitet; ferner werden meistens etwa bereits zufällig vorhandene monotone Folgen in richtiger Reihenfolge beibehalten („progressive sorting“, USPat. 2935732 von R.C.A.). Beides macht verständlicherweise die Programmsteuerung dafür noch etwas komplizierter und verlangt größere Speicherkapazität, jedoch wird die Sortierzeit dadurch verringert. Für den Fall der „wahrscheinlichen Unordnung“ der Sortierbegriffe auf dem Eingabeband wird die Anzahl der erforderlichen Sortierdurchläufe n bei N Sortierbegriffen

$$n = \left[{}^{3}\log \frac{N-1}{2}\right] + 1,$$

unabhängig von der Stellenzahl des Sortierbegriffes (Tabelle 1).

Um einen zahlenmäßigen Vergleich der Verfahren zu ermöglichen, sei des weiteren angenommen, daß ein Magnetband etwa 38000 zu sortierende Sätze trage und daß es in 5 min abzulesen sei. Ein Durchlauf zum Mischen auf drei Bänder braucht eine „Bandlesezeit BLZ“; das nachfolgende gleichzeitige Rückspulen der drei zu je $1/3$ beschriebenen Bänder braucht — bei doppelter Bandgeschwindigkeit — $1/6$ BLZ, zusammen 1,17 BLZ oder rund 6 min. Das zum Schluß notwendige Sammeln der sortierten Daten aus den drei Bändern auf eines dauert zusätzlich noch 5 min. Zum Sortieren von 38000 Sätzen sind $n = 10$ Durchläufe erforderlich; sie dauern nach diesen Festsetzungen insgesamt etwa 65 min. Beim Mischen mit 2 Listen oder 4 Bandgeräten wären knapp 2 Stunden erforderlich. Es zeigt sich, daß das Sortieren leider nicht im geringsten mit der sonst von Elektronenrechnern gewohnten Schnelligkeit vor sich geht. Wenn viele Bänder zu sortieren sind, wie es bei den heute zu bewältigenden Buchungsaufgaben im Bank- und Finanzwesen unvermeidlich ist, so sind die derart erreichbaren Sortierzeiten im allgemeinen nicht in der zur Verfügung stehenden Zeitspanne zwischen Daten- bzw. Belegeingang und Buchungsende bzw. Postausgang unterzubringen.

4. Blockweises Sortieren im Kernspeicher der Rechenanlage

Sehr viel kürzer wird die Sortierzeit für das Mischverfahren, wenn ein gewisser Teil der Vergleichschritte, nämlich der für kleine Blocks mit noch wenigen Wörtern, nicht beim Lesen und Schreiben von Band zu Band erfolgt, sondern innerhalb des etwa vorhandenen großen Internspeichers der Rechenanlage programmgesteuert durchgeführt werden kann.

Es wird beispielsweise angenommen, daß der interne Schnellspeicher als Ferritkernmatrix 10000 7stellige Wörter oder etwa 600 Wörter zu 116 Zeichen fassen könne. Zum Sortieren nach 2 Listen ist der Speicher in 4 Teile zu trennen je für 150 Wörter, womit also je 300 Wörter intern sortiert und insgesamt eingelesen und en bloc ausgeschrieben werden können. Es wären dann außerhalb der Schnellspeicher — statt 38000 Wörter des Magnetbandes — nur noch 125 Blocks zu sortieren, wozu im 3-Listen-Verfahren $n = \left[{}^{3}\log \frac{N-1}{2}\right] + 1 = 5$ Sortierdurchläufe ausreichen. Weil jetzt jedoch nur noch blockweise gelesen und geschrieben wird und nur noch 125 statt 38000 Blockzwischenräume Bandlänge verbrauchen, gehen die 38000 Wörter in 250 Blocks in 381,25 m des 750-m-Bandes, die in 3 min gelesen sind. Die Sortierzeit wird damit
$T = (5 \cdot 1{,}17 + 1{,}67) \cdot 3$ min = etwa 23 min für ein Band.
Das ist schon eine recht annehmbare Lösung. Mit neuen,

Tabelle 1.

Anzahl der Sortiergänge $n = \left[{}^{b}\log \frac{N-1}{2}\right] + 1$	Höchstzahl der Sortierbegriffe N im Falle statistischer Unordnung beim Sortieren in: $b = 2$ Listen (4 Bandgeräte)	$b = 3$ Listen (6 Bandgeräte)
5	32	163
6	64	487
7	128	1459
8	256	4375
9	512	13123
10	1024	39367
11	2048	118099
12	4096	354295
13	8192	1062883
14	16384	3188647
15	32768	
16	65536	
17	131072	
18	262144	
19	524288	

schnellen Bandgeräten und leistungsfähigen Universalrechenanlagen wird sich ein Band sogar in etwa 20 min sortieren lassen.

Dieses zuletzt beschriebene blockweise Sortieren innerhalb des Internspeichers ließ deutlich werden, daß durch das „tape merging"-Verfahren zwar ein schnelles Bandsortieren möglich wird, aber nur mit Einsatz einer kompletten leistungsfähigen Rechenanlage. Im folgenden soll die Frage untersucht werden, ob auch mit einfachen Verfahren, ohne Internspeicher und Programmsteuerung, ähnlich schnell und doch wirtschaftlich sortiert werden kann. Nur zu diesem Vergleich wurde das heute übliche Bandsortierprogramm durch Mischen erneut kurz angeführt, das ja unter den einschränkenden Voraussetzungen dieser Überlegungen nicht brauchbar ist.

5. Magnetbandsortieren durch mehrfaches Verteilen

Zuletzt waren die Möglichkeiten des Mischsortierens besprochen worden, die unter Einsatz eines schnellen Universalrechners mit großem Internspeicher und mit 4 bis 6 Magnetbandgeräten in tragbarer Zeit ein Ergebnis liefern. Das reine Verteilen mit 11 Magnetbandgeräten hätte andererseits das als Beispiel verwendete Band mit 38000 Wörtern in 5 Durchläufen zu je 2,0 Bandlesezeiten zu 5 min erledigt, also in etwa 50 min.

Mit geringerem Geräteaufwand läßt sich sortieren, wenn ein einfaches Verteilen der Wörter nach einer Dezimalstellenziffer beibehalten, dies aber nicht für alle 10 Ziffern gleichzeitig durchgeführt wird, sondern in mehreren Schritten unterteilt. Es sind dann nicht 11 Magnetbandgeräte, sondern beispielsweise nur 5 erforderlich, und es wird dann für jede Dezimalstelle in 3 Teilabläufen nach den Ziffern 9, 8, 7, dann nach 6, 5, 4 und zuletzt nach 3, 2, 1, 0 verteilt. Durch geeignete Aneinanderreihung dieser Teilschritte lassen sich die einzelnen Arbeitsgänge so günstig verteilen und Leer-Rückspulzeiten vermeiden, so daß dieses Verfahren nur 3,15 Bandlesezeiten je Sortierstelle verbraucht.

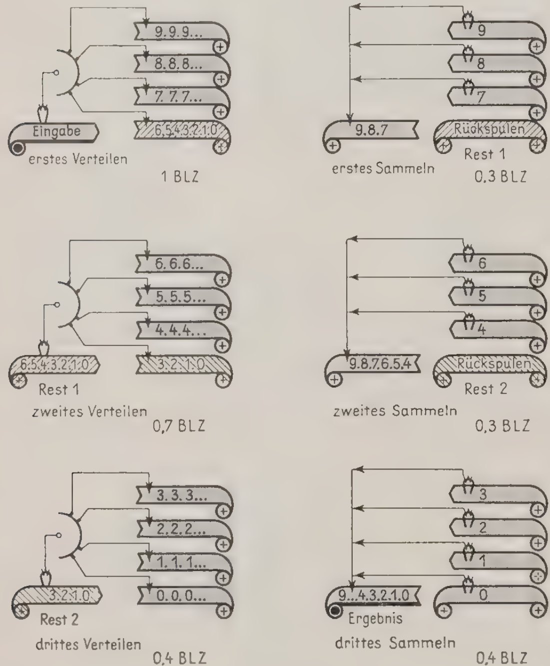


Bild 4. Sortieren durch dreifaches Verteilen.
6 Magnetbandgeräte: Sortierdauer $T = 3,1$ BLZ je Sortierstelle.

Der Ablauf sei im einzelnen beschrieben (Bild 4):

a) Zuerst wird das Datenband gelesen und nach Maßgabe der Einerstelle des Sortierbegriffs auf 3 Bänder für die Ziffern 9, 8, 7 und ein Band für den Rest übertragen. Laufzeit ist 1 BLZ.

b) Im zweiten Teilschritt wird das Restband mit 0,7 der Daten zurückgespult, was vereinbarungsgemäß doppelt so schnell gehen soll wie das Lesen, also 0,35 BLZ braucht. Gleichzeitig werden nacheinander die drei sortierten Bänder auf das leergewordene Eingangsband übertragen, was auch im Rückwärtslauf möglich ist, da ja keinerlei Ziffernerkennen, Verteilen oder dergleichen dabei durchzuführen ist.

c) Im dritten Schritt wird das erste Restband mit 0,7 der Datenmenge gelesen und die Daten der Ziffern 6, 5 und 4 auf die drei leergewordenen Bänder verteilt, der Rest auf ein sechstes Band geschrieben. Dauer: 0,7 BLZ.

d) Zum vierten wird wieder das neue Restband zurückgespult und die drei Bänder in rechter Reihenfolge 6, 5, 4 auf das Sammelband zu den Daten mit den Sortierziffern 9, 8, 7 dazugeschrieben. Laufzeit: 0,3 BLZ.

e) Danach wird der zweite Rest verteilt auf vier leere Bänder: Dauer: 0,4 BLZ,

f) und schließlich werden diese 4 Bänder für die Sortierziffern 3, 2, 1 und 0 auf das Sammelband übertragen. Dauer hierfür ebenfalls 0,4 BLZ.

Gesamtsortierzeit 3,15 BLZ je Sortierstelle.

Für dieses Sortierverfahren sind also nur 6 Magnetbandgeräte erforderlich, und dazu keine weitere Elektronik als eine Verteilerweiche und ein starrer Programmgeber für das Aus-Einschalten der Bandgeräte, für die Transportrichtung, das Anschalten der Ziffernerkennung und der davon gesteuerten Verteilerweiche auf die 3 bis 4 zu beschreibenden Bänder. Da immer nur von einem Band gelesen und auf eines geschrieben wird, sind eigentlich auch nur je ein Verstärker hierfür vorzusehen. Der technische Aufwand ist also sehr gering und der Zeitverbrauch gegenüber den anderen Verfahren nicht übermäßig gestiegen: Das 5malige Verteilen zum Sortieren eines Bandes nach 5stelligem Sortierbegriff mit 6 Bandgeräten dauert $5 \cdot 3{,}15 \cdot 5$ min $= 80$ min gegen 65 min beim Mischvergleichen.

Dieser eben geschilderte Ablauf läßt sich noch weiter komprimieren, falls technisch möglich ist, daß mehrere Lese-Schreibvorgänge unabhängig voneinander ablaufen können, was sich ohne Schwierigkeit erreichen läßt.

Das Arbeitsschema eines Sortierganges für eine Dezimalstelle wäre dann das folgende (Bild 5):

a) Zuerst wird wieder das Datenband verteilt auf 5 andere Bänder, und zwar nach den Ziffern 9, 8, 7 + 6, 5 und 4 . . . 0. Dieses Verteilen dauert natürlich 1 BLZ.

b) Die Daten der Ziffer 9 werden im Rückwärtslauf auf das eben leergewordene Eingabeband als neues Sammelband eingeschrieben, gleichzeitig das Band der Daten 7 + 6 zurückgespult. Da dies mit doppelter Geschwindigkeit möglich sein soll (wie bisher stets zugrunde gelegt), ist beides in 0,1 BLZ erledigt.

c) Das Band „8" wird auf das Sammelband anschließend an die Ziffer 9 übertragen; gleichzeitig das Band 7 + 6 verteilt: 7 kommt auf das leergewordene Band „9", 6 an die Daten 5 auf das gleiche Band anschließend. Dauer dieses Schrittes: 0,2 BLZ.

d) Daten der Ziffer 7 werden auf das Sammelband geschrieben; 0,1 BLZ.

e) Daten 6 + 5 auf Sammelband; Band 4 . . . 0 wird verteilt auf die 3 freien Bänder, und zwar nach den Ziffern 4, 3 auf 2 Bänder und der Rest 2 + 1 + 0 auf ein drittes Band. Dauer: 0,4 BLZ.

f) Daten 4 auf Sammelband; Restband 2 + 1 + 0 wird zurückgespult. 0,15 BLZ.

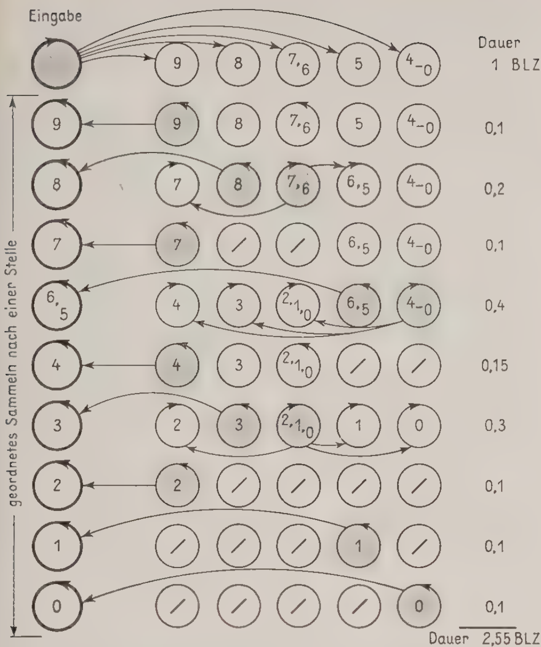


Bild 5. Ablaufschema des vierfachen Verteilens. 6 Magnetbandgeräte.

g) Daten 3 auf Sammelband; Restband 2 + 1 + 0 wird verteilt auf 3 leere Bänder. Dauer: 0,3 BLZ.

h, i, k) Die Daten 2, 1 und 0 werden auf das Ergebnisband übertragen, so daß dieses anschließend für einen weiteren Sortiergang oder für andere Verarbeitung bereit und kein Umspulen nötig ist. Dauer: 0,3 BLZ.

Insgesamt braucht dieses komprimierte Sortieren mit 6 Magnetbandgeräten 2,55 Bandlesezeiten je Sortierstelle. Zum Vergleich mit vorherigen Zeitangaben sei die Sortierzeit nach 5 Dezimalstellen für 1 Band zu $5 \cdot 2{,}55 \cdot 5$ (min) $= 66$ min errechnet. Es ist also (ohne Blocksortieren im Internspeicher) etwa ebenso schnell wie das Mischsortieren in 6 Bandgeräten. Bild 6 zeigt die Abhängigkeit der Sortierzeiten von der Stellenzahl des Sortierbegriffes bzw. der Anzahl von zu sortierenden Begriffen bei diesen beiden etwa gleich schnellen Sortierverfahren.

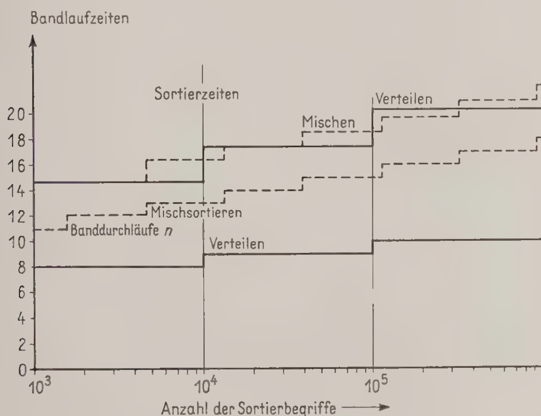


Bild 6. Sortierzeit in Bandlesezeiten:
beim Verteilen: $T = n \cdot 2{,}55$,
beim Mischsortieren: $T = n \cdot 1{,}17 + 1{,}67$
mit Einsatz von 6 Bandgeräten.

Da das eine Band die 5 Ziffern 4 . . . 0 aufnimmt, also die Hälfte aller Daten, können bestenfalls zwei Eingabebänder in einem Ablauf sortiert werden.

Die technischen Voraussetzungen für dieses offensichtlich vorteilhafte Verfahren seien nochmals zusammengefaßt: Die Bänder müssen sich bei Vor- und Rücklauf lesen und beschreiben lassen. Ist den Wörtern oder Sätzen eine Quersummen- oder ähnliche Prüfung eingeschlossen, so wäre diese bei Übertragen in Rückwärtsrichtung abzuschalten, oder besser, die Prüfzahl, die bei Rückwärtslesen vor dem zu prüfenden Satz gelesen wird, wird gespeichert und nachträglich mit der auch rückwärts sich gleichartig ergebenden Quersumme verglichen.

Das Verteilen von Daten mittels einer nach einer auswählbaren Dezimalstelle des Sortierbegriffes bzw. nach einer Ziffer 0 . . . 9 gesteuerten Verteilerweiche braucht dagegen nur in Vorwärts-Leserichtung möglich zu sein.

Das Verteilen in weniger als 10 Listen wäre auch dann möglich, wenn zuvor die dezimalen Sortierbegriffe in ein entsprechendes Zahlensystem übersetzt werden, bei z. B. 5 Bandlisten also in ein quinäres. Aus der Konto-Nr. 12345 würde danach die Nr. 343340 als

$$3 \cdot 5^5 + 4 \cdot 5^4 + 3 \cdot 5^3 + 3 \cdot 5^2 + 4 \cdot 5^1 + 0 \cdot 5^0.$$

Da zu diesem Übersetzen jedoch wieder eine beträchtliche Leistungsfähigkeit des Rechners erforderlich ist, kann solches „Radix Sorting“ unter den hier vorausgesetzten Einschränkungen nicht durchgeführt werden, obwohl es recht günstig arbeitet.

6. Das „Umlauf-Sortieren“ („amphisbaenic sorting“)

Dieses Verfahren wurde von *H. Nagler* im Winter 1959 bekannt gemacht [4]. Es handelt sich um ein reines dezimales Verteilen in 10 Sortierbänder, wie es zu Beginn erwähnt wurde. Jedoch wird jedes der Bänder mehrmals mit immer feiner unterteilten Sortiergruppen beschrieben, bis schließlich die verlangte Stellenzahl des Sortierens erreicht ist. Dann wird das 11. Eingabeband mit zum Verteilen und zum Zusammenfassen der Untergruppen herangezogen, so daß diese auf den 10 Bändern schrittweise abgelesen, rücklaufend wieder aufgegriffen (und gelöscht) werden können, und das Sammelband die gewünschte Sortierfolge trägt. Sobald eine Untergruppe dorthin übertragen ist, wird die so freigelegte nächstgröbere Gruppe fein verteilt und danach gesammelt (Bild 7).

Durch diese sehr geschickte Kombination der Schritte wird erreicht, daß keinerlei Leerlauf des Bandes erfolgt, kein Wort mehrmals aufzuschreiben ist, und daher das Sortieren in kürzester Zeit durchzuführen ist: Die Dauer für n Dezimalstellen ist $T = n + 0{,}9$ BLZ, nämlich n Lesezeiten für das n-fache Verteilen und 0,9 für das Beschreiben des Ergebnisbandes. Dies erfolgt in vielen kürzesten Teilschritten, die stets nur 9 der 10 Dezimalklassen enthalten, weil eine stets beim Verteilen direkt aufgeschrieben wird. Dieses Verfahren läßt ein Band in $5 \cdot 5{,}9$ min = etwa 30 min in allerdings 11 Bandgeräten nach 5 Stellen sortiert sein. Da jedes Band nur je 0,111 . . . der Datenmenge trägt, lassen sich 8 bis 9 Eingabebänder in einem Sortierablauf einlesen und ordnen.

Will man dieses Verfahren auch mit weniger Bandgeräten durchführen, so sind bei zweimaligem Verteilen 7 Bänder erforderlich; jedes Lesen und Verteilen braucht 2 Durchläufe und ein Rückspulen, das Sammeln 0,8 (weil 2 Dezimalgruppen beim Verteilen auf das Ergebnisband geschrieben werden); insgesamt ist also $T = 2{,}5\, n + 0{,}8$ für n Sortierstellen. Ein Band wird demnach in $(2{,}5 \cdot 5 + 0{,}8) \cdot 5$ min = 67 min mit 7 Magnetbandgeräten nach 5 Stellen sortiert. Es wäre jedoch recht umständlich, mehrere Eingabebänder in diesem Verfahren sortieren zu wollen.

Der Aufwand für logische Schaltelemente ist beim Umlaufsortieren ebenso gering wie beim vorher beschriebenen

Dezimales Verteilen der Sortierstellen

E/A	Magnetband-Nr. 0	1	...	7	8	9	Sortierdauer:	
E →	0	1		7	8	9	1 · 1 BLZ	1
99	0 90	1 91	...	7 97	8 98	9 →	$10^1 \cdot 0{,}1$	1
99 →	0 90 990	1 91 991	...	7 97 997	8 98 998	999	$10^2 \cdot 0{,}01$	1
9999	0 90 990 9990	1 91 991 9991	...	7 97 997 9997	8 98 998 9998	999 →	$10^3 \cdot 0{,}001$	} 1,9
9998 9997 ⋮ 9990	← 9990		...	← 9997	← 9998		$10^3 \cdot 0{,}0009$	
9989	0 90 990 9980	1 91 991 9981	...	7 97 997 9987	998 →	9988		
9988 9987 ⋮ 9980	← 9980		...	← 9987		← 9988		
			... usw. bis als letztes:			000 →		
0009	0000	0001	...	0007	0008			
0008 0007 ⋮ 0000	← 0000		...	← 0007	← 0008			

Sammeln der 10 Gruppen Stelle 4

Ergebnis

Sortierzeit $T = n + 0{,}9$ für n Stellen

Bild 7. ,,Umlauf-Sortieren" mit 11 Magnetbandgeräten.

Verteilverfahren; technische Voraussetzung ist wieder, daß die Bänder in einer Richtung laufend abgelesen und im Rücklauf beschrieben werden können. Die Worte und Gruppen sind durch Trennzeichen abgeteilt, so daß die einzelnen Verteil- und Sammelschritte sich selbst begrenzen können.

Das Umlaufsortieren könnte natürlich auch mit dem ,,Radix-Sortieren" kombiniert werden, um mit weniger als 10 Bandgeräten auszukommen. Dem höheren Aufwand zum Übersetzen der Sortierbegriffe würde jedoch kaum Zeitgewinn entsprechen.

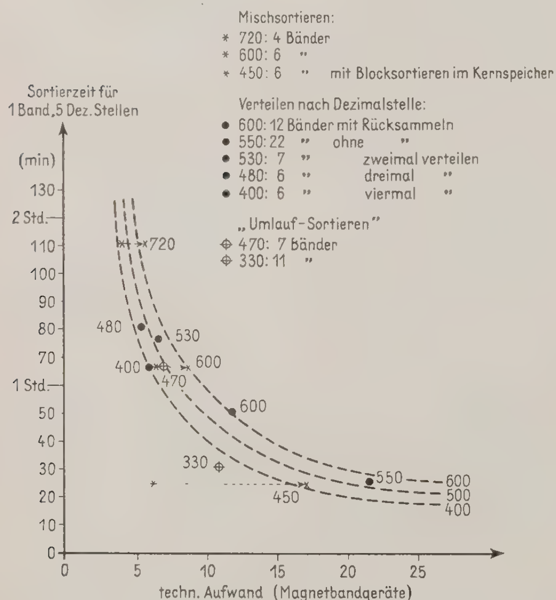


Bild 8. Nutzeffekt der Sortierverfahren.

7. Schlußbemerkung

Die mit den bisher beschriebenen Sortierverfahren erreichten Sortierzeiten (für 1 Band, 5 Sortierstellen) seien zu einem anschaulichen Vergleich in Bild 8 mit dem dazu erforderlichen Geräteaufwand als Punkte aufgetragen. Um zu berücksichtigen, daß beim Mischsortieren eine leistungsfähigere Elektronik zum programmgesteuerten Vergleichen und beim Blockvergleichen auch noch große Internspeicher erforderlich sind, wurde in diesen 3 Fällen die Anzahl von Bandgeräten mit 1,5 bzw. 3 vervielfacht. Hyperbeln gleichen Nutzeffektes ,,Zeitbedarf mal Geräteaufwand" sind für die drei Produkte 400, 500 und 600 ebenfalls eingezeichnet. Je kleiner nun diese Produkte sind, d. h. je weiter innen die Punkte liegen, um so günstiger ist das Sortierverfahren. Obwohl Sortierzeiten und Aufwand nur als grobe Schätzungen zu werten sind und für genaue Untersuchungen die Personal- und Sachkosten je Sortierstunde bzw. Beschaffungs- und Wartungskosten der Geräte eingeführt und verglichen werden müßten, dürfte diese Darstellung doch einen Anhalt für die Beurteilung der besprochenen Sortierverfahren geben.

Am günstigsten erscheint auch in dieser Darstellung das mehrfache Verteilen in 6 Magnetbandgeräten mit der Nutzeffektzahl 400, das in 65 min ein Band nach 5 Dezimalstellen eines Sortierbegriffes ordnet. Es braucht dazu sehr viel weniger Geräteaufwand als das Mischen und das ,,Radix-Sortieren", kein logisches Programm und keinen internen Schnellspeicher großer Kapazität, d. h. keinen Universalrechner. Das Umlaufsortieren mit 7 Bandgeräten ist etwas ungünstiger, obwohl das Originalverfahren mit 11 Bändern sehr gut liegt.

Die eingangs gestellte Frage scheint also eine günstige Antwort zu verdienen: *Beim Programmieren von Sortieraufgaben sollte man die Verteilverfahren nicht außer Betracht lassen.*

Aber: Eignung zum Sortieren mehrerer Bänder

Normalerweise umfaßt die für das Sortieren vorliegende Datenmenge weit mehr als die etwa auf ein Band passenden 21000 bis höchstens 38000 Sätze von je 120 Zeichen. Meistens sind also mehrere Bänder gleichartig zu behandeln. Bei allen Verteilverfahren ähnlich dem Lochkartensortieren sind dazu die Eingabedaten zuvor nach vorderen Dezimalstellen aufzutrennen in Sortiergruppen solcher Größe, daß sie noch in einzelnen Bändern bearbeitbar sind. Alle Vergleichsverfahren können jedoch am gesamten Datenmaterial durchgeführt werden. Sie erlauben ferner ohne weiteres auch ein Ordnen nach Buchstaben oder nach gemischt alpha-numerischen Sortierbegriffen. Zu den bisher angegebenen Zeiten für das Sortieren eines Bandes kommen dann noch die Zeiten hinzu, welche für das etwaige Auswechseln der Bandrollen, das Einfädeln des Bandes in die Vorschub- und Magnetkopf-Apparatur usw. nötig werden. Dies wird nicht schneller als je in 2 min, im allgemeinen nur wesentlich langsamer zu erledigen sein. Daher wird beim Sortieren mehrerer Bandlängen stets derart zu programmieren versucht, daß jeweils eines der Bandgeräte zum Einlegen eines neuen Bandes frei ist und der Sortierablauf dadurch nicht verzögert wird.

Bei sehr großen Datenmengen dürfte daher leicht zu entscheiden sein, daß entgegen der vorherigen positiven Antwort ein Universalrechner mit großem Internspeicher und gespeichertem Programm doch wirtschaftlicher ist als ein an sich vielleicht ausreichender kleiner Spezialbuchungsrechner, weil er die Bänder blockweise in seine Kernspeicher einlesen und so in sich sortieren kann. Die Bandkapazität wird durch den Wegfall der vielen Wortabstände, wie schon dargelegt, dabei auf mindestens das Doppelte erhöht, d. h. das fehleranfällige Rollenwechseln auf die Hälfte gesenkt, und überdies Lesezeit und Material gespart und Sicherheit gewonnen.

Immer wäre natürlich zu erwägen, inwieweit überhaupt auf das Sortieren von Magnetbanddaten verzichtet werden kann, falls nämlich die Originalbelege sowieso auch zu sortieren sind und dazu selbst maschinell lesbar sein müssen; doch überschreitet diese letzte Frage den hier zu behandelnden Themenkreis.

Zum Abschluß sei nochmals betont, daß die hier als Beispiel angegebenen Zeiten für das Sortieren eines Bandes nur als Vergleichsgrundlage zu werten sind, weil z. B. alle elektronischen Arbeitsgänge überhaupt nicht einkalkuliert wurden (sie treten jedoch gegenüber den Start-Stopzeiten des Bandes überhaupt nicht in Erscheinung) und weil für die anderen Faktoren mittlere Werte eingesetzt wurden, die je nach den Verwendung findenden Bandgeräten und Rechenwerken stark variieren können. Im Einzelfall wird daher ein genaues Nachrechnen der jeweils möglichen oder vorteilhaften Sortierprogramme nicht zu ersparen sein. Dabei muß beachtet werden, daß die üblichen Sortierprogramme von wohl allen Herstellern von Elektronenrechnern fertig ausgearbeitet und erprobt vorliegen, also keine zusätzlichen Programmierkosten anfallen.

Literatur

[1] *Edw. H. Friend,* Sorting on Electronic Computer Systems. Journ. Ass. Comput. Mach. 3 (1956), S. 134—168.

[2] *Cox & Goldberg,* A Magnetic Drum Sorting System. IRE Conv. Rec. 1955, Part 4, S. 101—104.

[3] *K. Kreuzer,* Sortieren mit datenverarbeitenden Anlagen. Elektron. Rechenanlagen 3 (1961), H. 1, S. 7—13.

[4] *H. Nagler,* Amphisbaenic Sorting. Journ. Ass. Comput. Mach. 6 (1959), S. 459—468.

[5] *I. B. Stringer,* Sorting Techniques for Automatic Computers Post Office El. Engrs. Journ. 53/3, S. 181—183 (Oct. 1960).

[6] *W. Zoberbier,* Vergleichende Betrachtungen zum Magnetbandsortieren. Elektronische Datenverarbeitung, Folge 5, März 1960, S. 28—44.

Apparate und Anlagen

Neue Wege beim Bau von Großrechenanlagen

Die erste ATLAS-Großrechenanlage, die gemeinsam von der *Ferranti Ltd.*, Hollinwood, Lancashire, England, und einem Team der nahegelegenen Universität Manchester unter der Leitung von Professor *T. Kilburn* (Bild 1, rechts) konstruiert wird, soll gegen Ende 1961 fertig werden. Die Bauteile hierzu liefert die *Ferranti Ltd.*

Diese Maschine wird die höchsterreichbare Rechengeschwindigkeit aufweisen, nicht zu teuer sein und eine völlig neue Art der Speicheranwendung in sich verkörpern.

Das Vorhaben verdankt seine Verwirklichung den auf der Universität in Manchester erzielten technischen Fortschritten, zu denen ein Schnellübertragaddierer und ein Festspeicher (Bild 2) für den schnellen Zugriff gehört, wobei der normale Rechenspeicher aus einem Ferritkernspeicher mit je zwei Kernen pro bit besteht. Jeder 4096-Wort-Abschnitt arbeitet unabhängig mit einer Periodendauer von zwei Mikrosekunden. Durch den Einsatz mehrerer solcher Abschnitte kann eine mittlere Zugriffsgeschwindigkeit von mehr als 1 MHz erreicht werden, wobei in den verschiedenen Abschnitten aufeinanderfolgende Adressen erscheinen.

Die Durchschnittsgeschwindigkeit für die Herausnahme und die Bearbeitung eines vollständigen, einadressigen Gleitkomma-Additionsbefehls kann mit 1,1 Mikrosekunden angenommen werden, aber die wirklich gebrauchte Zeit hängt vom Betrag der möglichen Überlappung mit der nächstfolgenden Operation ab. Die tatsächliche Multiplikationsgeschwindigkeit wird z. B. bei der Summierung eines algebraischen Ausdrucks 5 bis 7 Mikrosekunden pro Ausdruck betragen.

Einfache Schnellprogramme

Im Festspeicher wird die Information durch das Vorhandensein oder Fehlen von Ferritringen in einem Drahtgeflecht dargestellt, und die Periodendauer beträgt etwa 0,2 Mikrosekunden. Diese hohe Geschwindigkeit ermöglicht die Erledigung vieler einfacher Unterprogramme innerhalb von Zeiträumen, die nicht viel größer sind als diejenigen für einige der Grundbefehle; die Konstruktion sieht vor, daß diese Unterprogramme in jeder Weise eine Ausdehnung des Grundbefehlcodes sind. Eine Binärzahl (bit) in der Funktion eines jeden Befehls zeigt an, ob der Befehl ein Grundbefehl oder ein „Extracode" ist, d. h. ob er als ein Festspeicherprogramm betrachtet werden muß. Im letzteren Fall bestimmt der verbliebene Funktionsteil den Eintrittspunkt in das Festspeicherprogramm, und der Adressenteil kann als ein Parameter ausgewertet werden. Das Format gleicht somit ganz dem des Grundbefehls.



Bild 1.



Bild 2. Dr. *R. L. Grimsdale* von der Computer Section der Universität Manchester beim Einsetzen eines kleinen Magnetstabes in den Festspeicher der ATLAS-Rechenanlage.

Der Festspeicher enthält auch Programme zum Auslösen und Steuern externer Übertragungen, für Überwachungsprogramme und die Ausführung einfacher technischer Versuche mit Zeiteinteilung zwischen den Abläufen.

Die Wortlänge beträgt 48 bit. Die Nummern werden oktal mit acht bit je Exponent dargestellt. Ein Befehl beansprucht ein ganzes Wort mit zehn bit für die Funktion, sieben bit für jedes der beiden „B's" oder Indexadressen (arithmetische Befehle lassen sich doppelt modifizieren) und 24 bit für eine einzelne Hauptspeicheradresse. Die großzügige Anordnung von Befehls-bit spricht für die vielen Entwicklungen dieser Anlage, die in naher Zukunft folgen werden. So können 512 bestimmte Funktionen mittels der „Extracode"-Programme ausgelegt werden; zur Zeit sind erst etwa 200 reserviert.

Die Anzeigen haben eine Länge von 24 bit und werden in einem besonders kleinen Kernspeicher festgehalten, der eine Periodendauer von ungefähr 0,5 Mikrosekunden aufweist. Nominell gibt es 128 Anzeigen (indices), aber einige davon sind für Sonderzwecke reserviert, z. B. um als Steuerregister oder als Gleitkomma-Akkumulator-Exponent zu dienen.

Auslegung der Adressenziffern

Von den 24 Binärziffern in einer Speicheradresse unterscheidet die erste den Benutzerspeicher (users' store) vom „privaten" Teil der Maschine (d. h. den Festspeicher in Verbindung mit einem Sonderabschnitt des Kernspeichers, den dieser als Arbeitsraum benutzt, und auch bestimmte Register, die mit den Ein- und Ausgabegeräten verbunden sind, Handsteuerungen usw.). Die letzten drei bit einer Adresse sind für die Stellungsanzeige einer Gruppe von sechs bit oder eines Zeichens innerhalb des 48-bit-Wortes vorgesehen. Die verbleibenden Adressenziffern reichen für etwa eine Million Worte im Benutzerspeicher aus.

Das die Maschine am meisten charakterisierende Merkmal betrifft die Art und Weise der Auslegung von Adressenziffern, nachdem sie in einem anwendbaren Fall durch die Addition der Anzeigen modifiziert worden sind. Es wird angenommen, daß der Speicher aus Blöcken von je 512 Worten besteht. Somit können neun Adressen-bit die Stellung des Wortes innerhalb des zugehörigen Wortes bestimmen und elf bit für die Identifizierung des Blockes übrigbleiben. Jedoch definieren diese elf bit nicht direkt die räumliche Stellung des Blocks; jeder Block wird vielmehr unabhängig von seiner tatsächlichen Stellung durch eine symbolische 11-bit-Markierung identifiziert.

Mit jeder „Seiten"- oder Blockstellung im Kernspeicher ist ein Formularauswahlregister (page address register) verbunden, um die Blockmarkierung, die während einer beliebigen Zeit die Seite ausfüllt, festzuhalten. Vor jedem Speicherzugriff (ob für einen Befehl oder Operand) werden alle diese Register gleichzeitig und sehr schnell angesteuert. Das Register, dessen Inhalt mit der fraglichen geforderten Blocknummer übereinstimmt, entspricht dieser Anfrage, und seine Seite wird dann für die Übertragung verwendet. Die Durchsicht des Formularauswahlregisters geschieht über einen besonderen Schaltkreis und begrenzt dadurch nicht die Übertragungsgeschwindigkeit zum und vom Speicher.

Speicherverteilung

Praktisch genommen ist dies eine Anwendung der symbolischen Adresse auf vollständige Blöcke. So gesehen, erscheint es jedoch zwecklos, da die Markierungen kurz und die Blöcke größer als die meisten Datenangaben sind. Ihre eigentliche Aufgabe besteht darin, eine einfache Basis für die völlige Automatisierung der gleichzeitigen Speicherverteilung für mehrere Programme zu schaffen und Zusatzspeicher, wie Magnettrommeln, in die Anlage mit ein-

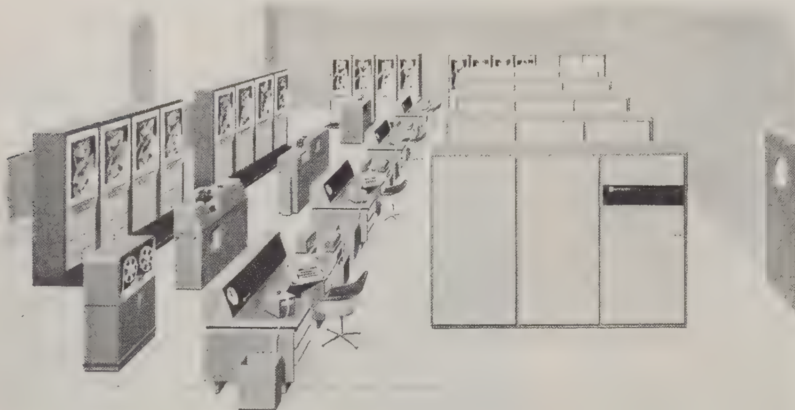


Bild 3. Geplanter Aufbau der ersten ATLAS-Rechenanlage, wie er für Ende 1961 erwartet wird.

zubauen. So ergibt sich in Verbindung mit dem Festspeicher der ATLAS-Anlage eine einfache und klare Antwort auf die meisten praktisch auftretenden Schwierigkeiten, die mit der Zeitteilung und der doppelten (two-level) Speicherverteilung in einer Großrechenanlage zusammenhängen.

Das Arbeitsschema ist wie folgt: Wenn ein Programm den Vorrang hat, und solange sich keine Daten und Befehle im Kernspeicher befinden, verläuft der ganze Vorgang einwandfrei. Erfolgt jedoch eine Bezugnahme auf einen Block, der nicht ständig im Kernspeicher vorhanden ist, und stimmen die Formularauswahlregister nicht überein, so tritt eine Unterbrechung der obersten Vorrangigkeit auf und führt zu einem Sonderprogramm im Festspeicher. Dieses Programm greift in die Formularauswahlregister ein und dirigiert die Anschriften aller Blöcke im Kern- und Zusatzspeicher (soweit vorhanden) und die Betriebsfunktionen der Ein- und Ausgabegeräte. Es steuert also den ganzen Ablauf der Speicherverteilung.

So werden beispielsweise Blöcke ausgeschaltet, die Teil einer Magnetbandübertragung sind, und durch Scheinmarkierungen (dummy labels) in deren Formularauswahlregistern ersetzt. Tatsächlich werden diese Blöcke dann durch diese Scheinmarkierungen für die Magnetbandsteuerungen erfaßbar gemacht. Von Fall zu Fall erfolgen dann Übertragungen aus dem Zusatzspeicher, so daß ein Programm oder dessen Daten teilweise im Zusatzspeicher verbleiben, ohne daß dies im Programm selbst vorgesehen ist. Es werden getrennte Aufzeichnungen über den durch die verschiedenen Programme benutzten Raum gemacht, die sicherstellen, daß jeder Block nur für das zugehörige Programm zur Verfügung steht. Dieses Verfahren schließt eine Änderung des Inhalts des Formularauswahlregisters mit ein, wenn die Rechenanlage von einem Programm auf das andere umgeschaltet wird.

Schutz gegen auftretende Fehler

Der einzige erforderliche Speicherschutz verhindert, daß das Festprogramm (fixed routine) selbst durch einen Fehler in einem der Programme gestört wird, die sich in der Maschine befinden können. Dieser Schutz besteht einfach darin, die Bezugnahmen der Programme mit Ausnahme derjenigen im Festspeicher vom „privaten" Teil der Maschine fernzuhalten.

Diese Arbeitsweise zeichnet sich unter anderem dadurch aus, daß:

1. keine Speicheradressen zwischen den Programmen unterteilt werden müssen, die gleichzeitig durchlaufen. Jedes Programm hat nur seine eigenen Adressen, die über den ganzen Bereich der Speicheradressen reichen mögen (obwohl die Gesamtzahl der gleichzeitig benutzten Blöcke unbegrenzt sein kann).
2. Wenn die Verwendung eines Zusatzspeichers wirtschaftlich erscheint (und es muß zugegeben werden, daß ein Kernspeicher für eine Million Worte nicht billig ist), dann kann man die doppelte (two-level) Kombination mit Erfolg anwenden, ohne daß der Programmierer einzuschreiten braucht. Wird außerdem der Kernspeicher vergrößert, so bleiben dieselben Programme gültig und können sofort mit einer erhöhten Geschwindigkeit durchlaufen.

Festspeicherprogramme ordnen auch die Ein- und Ausgabegeräte den Programmen zu, und man wendet das übliche Unterbrechungsverfahren an, um diese Programme je nach Bedarf der Anlage zuzuführen. Magnetband- und Magnettrommelübertragungen arbeiten selbständig, wobei Kernspeicher im benötigten Maße Verwendung finden, ausgenommen die erste Vorbereitung und die letzte Einstellung der Blockmarkierung. Weitere Geräte werden so angeschlossen, daß der Schaltkreis möglichst unkompliziert bleibt. Die Übertragungsmerkmale bestimmt in erster Linie das Festspeicherprogramm, wodurch die Anlage außerordentlich anpassungsfähig wird.

Eine zur Zeit in Ausarbeitung befindliche Konstruktion sieht folgende Einrichtungen vor:

einen Kernspeicher für mindestens 16384 Worte, der durch Einheiten von je 4096 Worten vergrößert werden kann;

bis zu 16 Magnettrommeln für je 24576 Worte;

bis zu 32 Magnetbänder, die über acht Kanäle übertragen, von denen jeder in der Sekunde 90000 Zeichen durchläßt; bis zu acht Zeilendrucker mit einer Leistung von 600 Zeilen pro Minute;

Lochkartenabfühler und Stanzeinheiten, einen Xerograph-Drucker und ein graphisches Wiedergabegerät.

S. Gill, Ferranti Ltd. (England)

Die im Max-Planck-Institut für Physik und Astrophysik entwickelte Rechenanlage G 3

Im Dezember 1960 wurde die im Max-Planck-Institut für Physik und Astrophysik, München, seit 1955 entwickelte Rechenanlage G 3 zum Rechnen freigegeben. Da sie eine einmalig nur für das Institut gebaute Anlage ist, sei die Übersichtsbeschreibung hier nur kurz gegeben. Stattdessen sollen einige spezielle Eigenheiten der Konstruktion und des Befehlscodes, die von allgemeinem Interesse sein könnten, etwas eingehender behandelt werden.

Die G 3 ist eine Parallelmaschine, welche intern dual und mit fließendem Komma rechnet. Die Wortlänge beträgt 43 Bit. Davon werden für die Zahlendarstellung ausgenutzt: 33 Bit für die Mantisse, 9 Bit für den Exponenten, 1 Bit für ein Kennzeichen. Letzteres erlaubt, Zahlenfelder aufzuteilen, z. B. eine Matrix in Zeilen oder Spalten. Ein bedingter Sprungbefehl wird durch das Kennzeichen gesteuert. Zwei Kommandos à 21 Bit können in einem Wort untergebracht werden. Von den 21 Bit werden ausgenutzt: 6 Bit für die Operationen, 12 Bit für die Adressen und 3 Bit zur Modifizierung der Adressen mittels 6 Indexregistern, der anliegenden Befehlsadresse oder überhaupt nicht. Als Speicher steht zur Zeit lediglich ein Ferritkernspeicher für 4096 Worte zur Verfügung. Drei Magnetbandeinheiten sollen im Laufe dieses Jahres angefügt werden. Für Ein- und Ausgabe hat die G 3 zur Zeit nur Lochbandeinrichtungen und eine elektrische Schreibmaschine. Ein Zeilendrucker soll noch in diesem Jahr und ein Kathodenstrahl-Sichtgerät im nächsten Jahr angeschlossen werden.

Bei der Entwicklung wurde mehr Wert auf Sicherheit, Flexibilität und leichte Bedienbarkeit gelegt als auf die Rechengeschwindigkeit, und es wurde vermieden, die Geschwindigkeit durch Parallelisierung von Recheneinheiten zu erhöhen. Adressenumrechnung und Befehlsausführung geschehen z. B. nacheinander im gleichen Rechenwerk, obwohl dadurch die Rechengeschwindigkeit um durchschnittlich 15% herabgesetzt wird. Die Rechengeschwindigkeit liegt, in Abhängigkeit vom Rechenproblem, zwischen 5000 und 10000 Operationen/s.

Die G 3 enthält 1200 Röhren, 6000 Germaniumdioden, 700 Ferrit-Schaltkerne für die Befehlssteuerung und den Speicheraufruf und 176000 Kerne im Ferritspeicher.

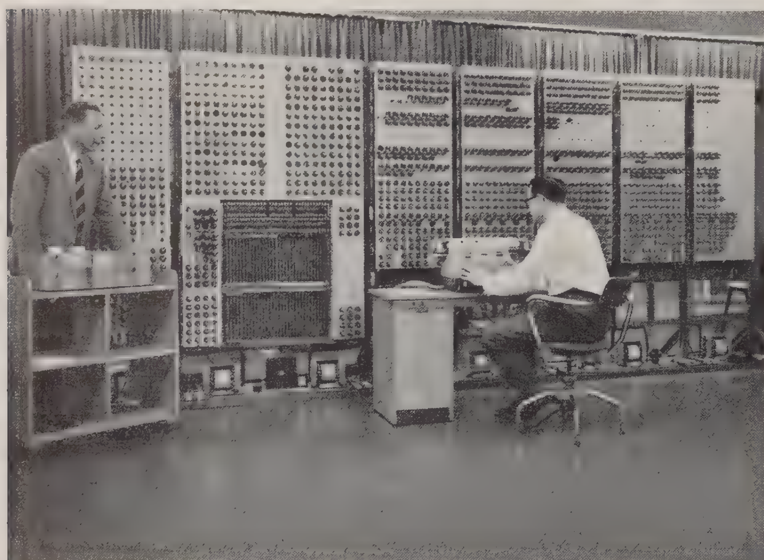
Bei der Konstruktion der Steuereinheit der G 3 wurde von einer speziellen Form der Mikroprogrammsteuerung Gebrauch gemacht. Der Befehlscode der G 3 enthält 64 Befehle, sogenannte Makrobefehle. Jeder Makrobefehl wird aus einem Satz von Mikrooperationen aufgebaut. Dies sind elementare Operationen wie Überführung einer Information von Register zu Register, Verschiebung, Addition zu einem Register, Abfragen einer Registerstelle usw. Insgesamt gibt es in der G 3 121 verschiedene Mikrooperationen. Zur technischen Durchführung eines Makrobefehls werden Magnetkernketten verwendet. Im Prinzip gehört zu jedem Makrobefehl eine Kette. Vom Makrobefehl her wird der Kopfkern der zugehörigen Kette gesetzt und dann wird der gesetzte Zustand im Zeitabstand von 5 μs durch Rücksetzen des gesetzten Kernes und Setzen des Folgekernes durch die Kette getrieben. Der beim Rücksetzen abnehmbare kräftige Impuls löst ohne weitere Zwischenverstärkung jeweils die mit diesem Kern elektrisch verbundenen Mikrooperationen aus. Die Kette kann leicht verzweigt und wieder zusammengeführt werden und Schleifen lassen sich bilden. Beim Setzen eines an einer Verzweigungsstelle liegenden Kernes wird von diesem ein Impuls abgenommen, der im Verein mit einer zugehörigen Registerstelle bestimmt, in welchen Zweig der gesetzte Zustand überführt wird. Meist lassen sich Teile ein- und derselben Kette für mehrere Makrobefehle verwenden, so daß man für die 64 Makrobefehle mit insgesamt etwa 600 Kernen auskommt. Diese Art der Mikroprogrammsteuerung ist nicht nur so einfach, billig und übersichtlich, daß man sich den Aufbau recht komplizierter Makrobefehle leisten kann, sie bietet darüber hinaus die beim Bau einer Einzelmaschine besonders wichtige Erleichterung, daß man auch in einem späten Entwicklungszustand durch Umgestaltung der Ketten noch leicht Befehle abändern kann. Näheres über die Durchführung der Kettensteuerung ist in der Elektronischen Rundschau (1955), S. 349—353, veröffentlicht.

Bei der Berechnung längerer arithmetischer Ausdrücke benötigt man Speicherraum zur Speicherung der Zwischenergebnisse. Für diesen Zweck sind 16 Worte des Ferritspeichers reserviert. Sie heißen „Keller" und werden von einem speziellen Zähler, dem sogenannten „Klammerzähler" her aufgerufen. Im Befehlscode der G 3 enthalten einige der Befehle ein Symbol, welches die öffnende Klammer „(" darstellt. Wenn einer dieser Befehle ausgeführt wird, wird zunächst das bisherige Resultat an dem vom Klammerzähler angegebenen Kellerplatz abgespeichert, der Zähler um eine Einheit hochgezählt und dann der Befehl ausgeführt. Andere Befehle, welche eine geschlossene Klammer „)" als Symbol enthalten, holen automatisch das zuletzt im Keller abgespeicherte Zwischenresultat zurück und führen mit diesem und dem im Rechenwerk anliegenden Resultat die im Rest des Befehls angegebene Operation aus. Gleichzeitig wird der Kellerzähler um eine Einheit heruntergezählt. Diese gleichzeitig mit der Befehlsausführung automatisch vorgenommene Zahlenüberführung von und zum Keller spart Rechenzeit, verkürzt das Programm und erleichtert die Programmierung. Die Idee des Kellers wurde von *Bauer* und *Samelson* eingeführt und in dieser Zeitschrift (1959), S. 176—182, eingehender behandelt.

Zur Erleichterung der Formelübersetzung, der automatischen Adressenzuweisung und zur Behandlung anderer logischer Aufgaben enthält der Befehlscode der G 3 außer den üblichen logischen Befehlen — wie logische Addition, logische Multiplikation, Verschiebung — drei mit einer Maske arbeitende Befehle. Die Maske hat Wortlänge und enthält Nullen und Einsen.

1. Kollation: Dieser Befehl vereinigt die Inhalte zweier Register in einem einzigen, wobei an den in der Maske mit 1 besetzten Ziffernpositionen der Inhalt des ersten, an den in der Maske mit 0 besetzten Ziffernpositionen der Inhalt des zweiten Registers überführt wird.
2. Dissektion: Dieser Befehl zerschneidet eine Zahl und überführt die Ziffern in zwei verschiedene Register entsprechend den Einsen und Nullen in der Maske. Der Rest in beiden Registern wird mit Nullen aufgefüllt.
3. Tabellensuchbefehl: Dieser Befehl durchsucht eine Tabelle von der im Befehl angegebenen Adresse bis zu einer gekennzeichneten Zahl hin. Er vergleicht der Reihe nach, ob in den durch Einsen in der Maske gekennzeichneten Ziffernpositionen zwischen einer im anliegenden Keller gespeicherten Zahl und einer der Zahlen der Tabelle Übereinstimmung besteht. Bei gefundener Übereinstimmung wird die Adresse des zugehörigen Tabellenplatzes in das Resultatregister gebracht und die beiden folgenden Befehle werden übersprungen. Wird mit keiner Zahl der Tabelle Übereinstimmung gefunden, so erscheint die Adresse der gekennzeichneten Zahl im Resultatregister und der folgende Befehl wird ausgeführt. Das Durchsuchen einer Tabelle wird durch diesen Befehl etwa um das Zehnfache beschleunigt.

H. Billing



Rechenanlage G 3 im Münchener Max-Planck-Institut für Physik und Astrophysik.

Numerische Werkzeugmaschinensteuerung

Die erste deutsche numerische Werkzeugmaschinensteuerung mit digitalem Interpolator und Lochbandprogrammsteuerung (Bild 1) wurde auf der vorjährigen Werkzeugmaschinenausstellung in Hannover von der AEG gezeigt. Die Anlage ist voll transistorisiert und arbeitet mit Fünferlochband.

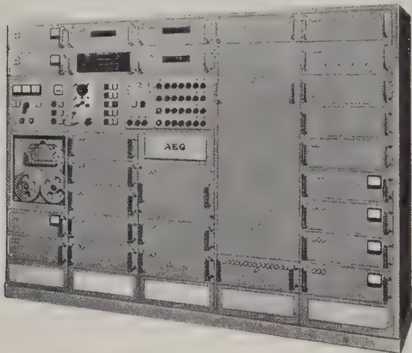


Bild 1. Steuerschrank für die numerische Werkzeugmaschinensteuerung.

Über das Programmlochband werden die Bahn des Werkzeuges in zwei Koordinaten, der Hauptspindelantrieb und verschiedene Hilfsfunktionen gesteuert. Dabei enthält das Programmlochband nur Angaben über charakteristische Bahndaten wie Eckpunkte und Kreismittelpunkte, außerdem die Befehle über die Art der Bahn (Kreis oder Gerade) und die Schaltinformationen für die Hilfsfunktionen. Alle Zwischenwerte der Bahn werden in einem digitalen Interpolator mit einer Feinheit von $^1/_{100}$ mm errechnet.

Die zur Herstellung eines Programmes erforderlichen Arbeiten seien an Hand des Bildes 2 erklärt: Zur Programmierung werden aus der Zeichnung die Maßzahlen in der Reihenfolge des Bearbeitungsganges in ein Formblatt (Datenblatt) eingetragen, eine Arbeit, die normalerweise im Konstruktionsbüro ausgeführt wird. Diese konstruktiven Daten müssen beispielsweise durch die Arbeitsvorbereitung technologische Angaben über Schnittgeschwindigkeit, Vorschubgeschwindigkeit und die Art des zu verwendenden Werkzeuges ergänzt werden (Arbeitsvorgänge). Das in der Zeichnung als Datenblatt II aufgeführte Formblatt wird mit einer Lochband-Schreibmaschine abgeschrieben, was zu einem Datenlochband führt, das in einer Programmiervorrichtung umcodiert und durch maschinenbedingte Angaben automatisch ergänzt wird. Das aus der Programmiervorrichtung ausgegebene neue Lochband heißt Programmlochband und wird unmittelbar der elektronischen Steuerung zugeführt.

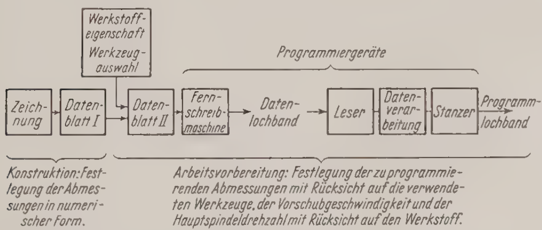


Bild 2. Schema der Programmierung.

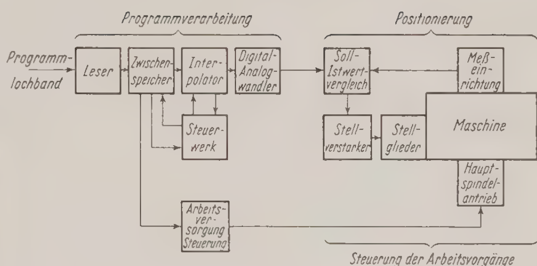


Bild 3. Schema der Steuereinrichtung an der Maschine.

Das Programmlochband legt man in die Lesevorrichtung der Programmsteuerung ein (Bild 3). Es übermittelt so die Daten und Kommandos, die zum vollautomatischen Arbeitsablauf erforderlich sind, an die Steuereinrichtung der Maschine. Vom Programmlochband gelangen die Informationen zunächst in einen Zwischenspeicher, von dem aus der Interpolator und das Steuerwerk beeinflußt werden. Mit Hilfe der Kommandos, die dem Steuerwerk mitgeteilt wurden, errechnet der Interpolator aus den Daten, die er aus dem Zwischenspeicher erhalten hat, zusammengehörige Koordinatenwerte auf der gewünschten Bahn (Kreis oder Gerade); sie entspricht der in der Werkstückzeichnung niedergelegten Kontur. Am Ausgang des Interpolators stehen somit reine Zahlenangaben für die Positionswerte des Werkzeuges bzw. Werkstückes in zwei Koordinaten zur Verfügung. Diese numerischen Lagesollwerte werden über Digital-Analog-Wandler geführt und ergeben mit den analogen Signalen der Meßeinrichtung über den Soll-Ist-Wert-Vergleich die Regelabweichung. Nach deren Maßgabe werden im Lagerregelkreis elektromagnetische Steuerkupplungen betätigt, die den Support der Maschine so verstellen, daß die Regelabweichung zu Null wird.

Als Meßeinrichtung wird eine Grob-Mittel-Fein-Anordnung mit drei Synchros verwendet. In Verbindung mit den dazugehörigen Digital-Analog-Wandlern kann über Spindel und Mutter eine Länge von max. 30 m in diskreten Positionswerten von 0,01 zu 0,01 mm bestrichen werden. Zur Korrektur der in der Spindelmutter unvermeidlichen Lose wird eine zweite induktiv abgetastete Meßspindel verwendet. Es läßt sich auf diese Weise eine Meßgenauigkeit von $\pm$ 0,01 mm erzielen.

Buchbesprechungen

A. Vazsonyi, Scientific Programming in Business and Industry. John Wiley & Sons, Inc., New York 1958, 474 Seiten. (Deutsche Übersetzung in Vorbereitung im Verlag R. Oldenbourg, München.)

In einer Zeitschrift wie „Elektronische Rechenanlagen" muß man an den Anfang einer Besprechung wohl stellen, daß der Terminus „Programming" hier im Sinne der Operationsforschung, aber nicht im Sinne „Programmierung eines Rechners" gebraucht wird. Dennoch soll auf dies vorzügliche Buch an dieser Stelle nachdrücklich hingewiesen werden, da der Anwender von Rechenmaschinen besonders aus dem kommerziellen Bereich sich in steigendem Maße mit der Operationsforschung vertraut machen muß. Das Buch ist in drei Teile gegliedert. Der 1. Teil enthält in drei Kapiteln eine Einführung in den erfaßten Anwendungsbereich. Im 2. Teil (Kapitel 4 bis 9) werden die mathematischen Methoden (Simplex-Methode, Dualtheorem, geometrische Deutung, Dynamische Programmierung, Theorie der Spiele) vielleicht manchmal etwas breit und — wie bei der Simplex-Methode — vom Üblichen abweichend behandelt; aber die Darstellung ist — hierin ebenfalls abweichend von einer Reihe von Büchern ähnlicher Richtung — mit großem didaktischen Geschick auch wirklich verständlich geschrieben. Der 3. Teil (Kapitel 10 bis 13) schließlich ist der Fertigungsdisposition und Lagerhaltung gewidmet, wo der Verfasser sich mit eigenen wesentlichen Beiträgen hervorgetan hat. Der Rezensent sieht in diesem Teil den besonderen Wert des Buches, weil wohl die — noch unvollständige — Theorie der Zeitplanung in der Fertigungsdisposition eine zusammenfassende Darstellung bisher noch nicht gefunden hat. Das Buch kann sehr empfohlen werden. *H. Kaufmann*

W. J. Karplus und W. W. Soroka, Analog Methods, Computation and Simulation. McGraw-Hill, New York — Toronto — London, 2. Aufl., 1959, 483 S., DM 58,20.

Wenn heute von Analogrechenmaschinen und Analogrechenverfahren die Rede ist, so meint man damit stillschweigend elektronische Analogrechner und die damit anwendbaren Lösungsverfahren. Die Verfasser des vorliegenden Buches vertreten ausdrücklich einen sehr viel allgemeineren Standpunkt, wenn sie ein Buch über „Analoge Methoden" schreiben. Der erste Satz des Buches heißt denn auch: „Der Begriff Analogie ist definiert als die Ähnlichkeit von Eigenschaften oder Beziehungen ohne identisch zu sein." Konsequenterweise werden also die analogen Methoden, und damit der Inhalt des Buches, unterteilt in direkte und indirekte Methoden. Überspitzt formuliert benutzen die direkten Methoden die „Ähnlichkeit der Eigenschaften". Das analoge System ist eine unmittelbare Nachbildung der *physikalischen Eigenschaften* des Originalsystems, möglicherweise in einer anderen Dimension, aber zwischen beiden besteht eine eindeutige Beziehung, jedem Element des Originalsystems entspricht ein Element des analogen Systems. Die indirekten Methoden benutzen die „Ähnlichkeit der Beziehungen", d. h. die Analogie betrifft im wesentlichen die Nachbildung der *mathematischen Beziehungen.* Für derartige indirekten Analogien werden eben Analogrechner benutzt. Die direkten Analoga werden als Simulatoren, die indirekten als Rechner bezeichnet (daher der Untertitel Computation and Simulation).

Teil I behandelt die indirekten Rechenelemente, also die Bausteine elektrischer und mechanischer Analogrechner; Teil II die indirekten Rechner, unterteilt in die üblichen Analogrechner (Differential Analyzer) elektrischer und mechanischer Art, Rechner für lineare algebraische Gleichungen und solche für nichtlineare algebraische Gleichun-

---

Entwicklungshilfe

Allenthalben hat sich unsere öffentliche Meinung kräftig ins Zeug gelegt, als es kürzlich darum ging, den unterentwickelten Völkerschaften auf die Beine zu helfen. Viele Haltungen wurden eingenommen, zum Beispiel Zurückhaltung, viele Stellungen wurden bezogen, und gar mancher, obwohl sonst nicht sonderlich zum Schießen aufgelegt, schoß weit übers Ziel hinaus. Den Ruf, sich für Hilfeleistungen zu rüsten, beantworten indessen viele mit Entrüstung, was zwar natürlich, aber natürlich verwerflich ist, und so fehlte es nicht an Vorhaltungen, die von rein geschäftlicher Kalkulation bis zu den Grundlagen des Christentums als einer Menschheitsidee reichten: ein weites und unübersichtliches Feld, durchsetzt von fruchtbaren, edlen Gründen und primitiver Wildnis — ganz wie der Globus selbst, dessen Märkte es zu pflegen und zu erobern gilt.

Denn an ihren Märkten hängt die Welt, auch wenn die Moralphilosophen noch so sehr dagegen sind! Ohne Handel kein Wandel. Und handeln läßt sich alles: Kinderwindeln gegen Uranerz, Waffen gegen Getreide, Maschinen gegen Erdöl, Kredite gegen zukünftige Abschlüsse, Ingenieure gegen Bauaufträge, Zusicherungen gegen Aussichten — die Vermaschung all dieser Unternehmungen und Beziehungen schreitet munter fort, und man muß sich schon mit einer Rakete halbwegs in den Weltraum schießen lassen, um das noch zu überblicken (was daran scheitert, daß die Raketenbesitzer viel viel wichtigere Ziele verfolgen mit ihren kostspieligen Vehikeln).

Verzichten wir also auf den Überblick, und betrachten wir den Ausschnitt „Rechenautomaten und Entwicklungshilfe". Daß die Zahl und die Art der „unterentwickelten" Gebiete für Rechenautomaten bei weitem größer ist, als der übliche Sinn dieses Wortes vorsieht, ist eine überflüssige aber nützliche Bemerkung. Bei uns wie anderswo sind weite Landstriche in puncto Nachrichtenverarbeitung so hoffnungslos unterentwickelt, daß die Automatenhändler nicht wissen, ob sie sich die Hände reiben oder die Haare raufen sollen — ersteres wegen der Aussichten, letzteres wegen der Schwierigkeiten. Was nun den Einmarsch der Rechenautomaten in diese unterentwickelten Gebiete betrifft, so geht er, um es kurz zu sagen, kaum vonstatten. Das mag dem übertrieben klingen, der gerade gelesen hat, wie viele Anlagen vom Typ A der Firma B irgendwo und seit drei Jahren in Tätigkeit sind, oder der gerade gelesen hat,

gen. Teil III schließlich behandelt die direkten Verfahren. also nach der Terminologie der Autoren die Simulatoren (Dynamische Analogien, Netzwerke, Modelle für mehrdimensionale Probleme).

Das Buch ist seiner Konzeption nach also nicht dazu bestimmt, den Umgang mit den üblichen elektronischen Analogrechnern zu lehren. Es gibt vielmehr einen außerordentlich weitgespannten Überblick über die verschiedenen analogen Verfahren und Geräte. Für jemanden, der sich bisher nur mit elektronischen Analogrechnern beschäftigt hat, stellt dieses Buch eine sehr anregende Lektüre dar. Wird ihm doch gezeigt, wie umfangreich in technischer und mathematischer Hinsicht das Gebiet der analogen Methoden ist, von denen der elektronische Analog-*rechner* nur ein kleiner Teil ist. *R. Herschel*

G. Korn und Th. Korn, Elektronische Analogierechenmaschinen. Übersetzung aus dem Englischen, Berliner Union, Stuttgart 1960, 466 S., 98,— DM.

Als das Buch von Korn und Korn im Jahre 1952 erschien, war es das Standardwerk über die Technik der elektronischen Gleichstromanalogrechner. Eine zweite, bearbeitete und ergänzte Auflage erschien 1956, die nun der deutschen Übersetzung zugrunde liegt. Es besteht kein Zweifel darüber, daß dieses Buch auch heute noch die beste Darstellung des technischen Aufbaus von Analogrechnern ist. Für jedes Rechenelement werden die verschiedensten Schaltungsvarianten angegeben, und auch die Organisation, Steuerung und Prüfsysteme sowie das Zubehör werden ausführlich behandelt. Gegenüber diesen technischen Angaben treten die Anwendungen etwas in den Hintergrund.

Es ist zweifellos schwierig, ein solches Buch ins Deutsche zu übertragen, so daß es zugleich richtig und flüssig lesbar bleibt. Der Übersetzer hat sich leider so ängstlich an das Original geklammert, daß die wortgetreue Übersetzung zwar richtig bleibt, der Stil aber schwerfällig und der Inhalt manchmal erst nach mehrmaligem Lesen verständlich wird, etwa so: ,,Die Angaben gelten vorwiegend für die anpassungsfähigen Mehrzweck-Differentialgleichungslöser vom Typ der ‚langsamen' Gleichstromanalogrechner'', oder ,,Da die Rechenelemente die gegebenen Differentialgleichungen während des Rechenvorgangs erzwingen, können die Variablen natürlich nicht auf ihren eingestellten Anfangswerten bleiben; man muß daher die Rechenmaschine im ‚Rücksetzzustand' oder ‚Anfangszustand' unwirksam machen''. Die wortgetreue Übersetzung führt dann zu Ausdrücken wie ,,selbsterregter Zeitteilungsmultiplikator'', ,,Multiplikatoren mit auslöseimpulsgesteuerten Schwächungsgliedern'', ,,Rechen-Halte-Rücksetz-Schalter'', ,,Potentiometereinstellzustand'', ,,Differentialgleichungsauflöser'' usw. Auch wenn durch DIN 19226 der Ausdruck Servo aus der Regelungstechnik verbannt ist, in der Rechentechnik wird man doch weiter von Servomultiplikatoren und nicht von ,,Folgeregelmultiplikatoren'' sprechen. Es erleichtert die Lektüre keineswegs, wenn der auch bei uns übliche Ausdruck Resolver (für den sich im Deutschen übrigens die treffende Bezeichnung Koordinatenwandler eingebürgert) einmal mit Rechendrehtransformator übersetzt wird und beim Betrieb in der Richtung von rechtwinkligen Koordinaten zu Polarkoordinaten der Ausdruck ,,Vektor-Folgeregelantrieb'' mit dem erläuternden Zusatz ,,Umkehrrechner'' benutzt wird.

Ein solch technisches Buch, dessen Übersetzung nach vier Jahren erscheint, sollte sachlich auf den neuesten Stand gebracht werden. Das ist aber nicht damit getan, daß man dem (überholten) Originaltext Bilder einfügt, die dem Text genau widersprechen (Seite 255). Man kann die Übersetzung leider nicht als glücklich bezeichnen, ebensowenig wie den Preis, zumal das amerikanische Original für weniger als ein Drittel der deutschen Ausgabe zu haben ist. *R. Herschel*

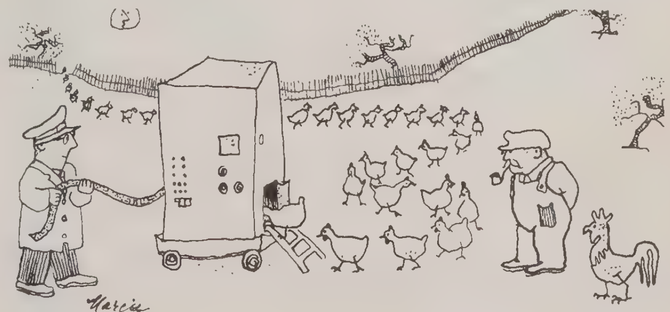
---

daß die Firma Y im laufenden Jahr 40% mehr Bestelleingänge für ihren Automaten ,,Odysseus'' verzeichnet, als sie zu liefern imstande ist — gemessen an den weltweiten Möglichkeiten der automatischen Datenverarbeitung jedenfalls und dem potentiellen Bedürfnis danach, sind Auftragsstände und Fertigungskapazitäten bis auf den heutigen Tag kaum erwähnenswert.

Woran liegt das? Es liegt daran, daß die unterentwickelten Gebiete ihre Bedürfnisse nur als dunklen Drang verspüren, weshalb man sie eben nur potentiell in Rechnung stellen kann. Manch ein Verwaltungschef hört's sehr deutlich knistern im Gebälk, wenn er die Tonnen von Daten in seinem Räumen lagern sieht. Manch ein Kommunalbeamter trachtet ganz unwissentlich, aus seinem Meer von Akten aufzutauchen. Von ,,linear programming'' träumen nicht nur Handlungsreisende und Generalstäbler, sondern Architekten, Seifenhersteller und Geflügelzüchter. An automatische Nachrichtenverarbeitung denken die Kassenärzte wie die Philologen, die Polizisten wie die Bibliothekare, die Briefträger wie die Generalbevollmächtigten, die Richter wie die Politiker — und mit ihnen alle Verwaltungs-, Handels- und sonstigen Konzerne, wo die Verarbeitung des Vielzuvielen und des Immermehr über alle menschlichen Begriffe geht. Kurz: der dunkle Drang ist wohl gegeben, allein es fehlt das Bewußtsein für den rechten Weg fast überall.

Hier hilft nur eins: Entwicklungshilfe. Richtig verstanden, heißt das: sich selber hinbegeben in jene unterentwickelten Gebiete und an Ort und Stelle (wenn nötig mit fahrbaren Rechenautomaten, warum denn schließlich nicht? Man hat schon ganz andere Dinge auf Rädern gesehen) die potentiellen Bedürfnisse in reale verwandeln. Erst dann wird man von einer fruchtbaren Entwicklung sprechen dürfen.

D. Kroneberg



DIE BEITRÄGE DIESES HEFTES WURDEN GESCHRIEBEN VON



Dr.-Ing. *Wilfried de Beauclair*, geb. 1912 in Ascona (Schweiz). Studium ab 1930 an der TH Darmstadt. Bis 1946 Assistent am Inst. f. Prakt. Mathematik (Prof. Dr. A. Walther); Entwicklung mathematischer Instrumente, so der Integrieranlage. Promotion 1945: „Verfahren und Geräte zur mehrdimensionalen Fouriersynthese". Anschließend Tätigkeiten in Konstruktion, Entwicklung und Vertrieb von Rechenmaschinen und wissenschaftlichen Geräten. Ab 1956 bei Standard Elektrik Lorenz in Stuttgart und Pforzheim (Entwicklung datenverarbeitender Geräte), seit 1960 beim Posttechnischen Zentralamt in Darmstadt (Automatisierung der Buchungstechnik). Weitere Interessengebiete: Unternehmungsforschung, technische Statistik, digitale Steuerung von Werkzeugmaschinen.



Dipl.-Kfm. *Heinz Bossert* (38). Studium der Mathematik an der Universität Berlin 1944—1945 und der Betriebswirtschaft an der Freien Universität Berlin 1951—1955.
Seit 1956 innerhalb der Zentralen Kaufmännischen Abteilung der Siemens & Halske AG, Berlin—München, auf den Gebieten der statistischen Auswertung, der Lochkartentechnik und des Einsatzes elektronischer Datenverarbeitungsanlagen tätig.



Dr. phil. *Herbert Donner* (31), Studium der Elektrotechnik an der Gewerbeschule in Salzburg; Studium der Mathematik an den Universitäten Innsbruck, München, Wien. 1957 Promotion. Seit 1956 Siemens & Halske AG, München, Zentrallaboratorium. Arbeitsgebiet: Nachrichtenverarbeitung.



Dr.-Ing. *Wolfgang Giloi* (30), Studium der Nachrichtentechnik an der TH Stuttgart von 1952 bis 1957. Danach wissenschaftlicher Mitarbeiter von Prof. Wolman. Dissertation an der TH Stuttgart auf dem Gebiete der Regelungstechnik 1959. Seit 1960 im Rechenzentrum Konstanz der Telefunken GmbH.



Dipl.-Math. *Karl Leipold* (30). Studium der Mathematik an der TH München; seit 1957 Siemens & Halske AG, München, Zentrallaboratorium. Arbeitsgebiet: Nachrichtenverarbeitung.



Dr.-Ing. *Rudolf Oldenbourg* (50). Studium der Elektrotechnik und Fernmeldetechnik an der TH München von 1929 bis 1933. Entwicklungs-Ingenieur und Leiter des Laboratoriums für wärmetechnisches Regeln im Wernerwerk M der Siemens & Halske AG, Berlin-Siemensstadt 1933 bis 1945. Promotion 1936 an der TH München. Seit 1946 geschäftsführender Teilhaber des Verlags R. Oldenbourg, München.

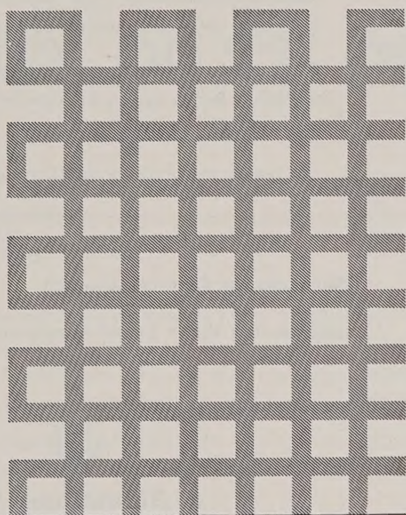
Dipl.-Kfm. *Heinrich Arnold*, Zentrale Kaufmännische Abteilung der Siemens & Halske AG, München. Foto und biographische Notizen erschienen in 2 (1960), Heft 4.

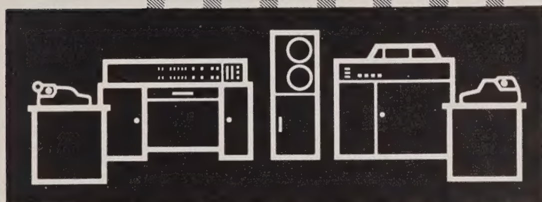
Dipl.-Ing. *Martin F. Wolters*, Zentrale Kaufmännische Abteilung der Siemens & Halske AG, München. Foto und biographische Notizen erschienen in 3 (1961), Heft 1.

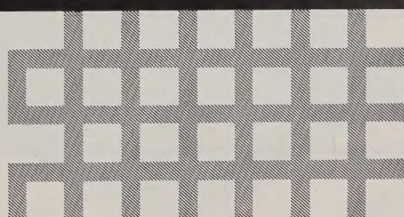
Olympia

OMEGA

O 536







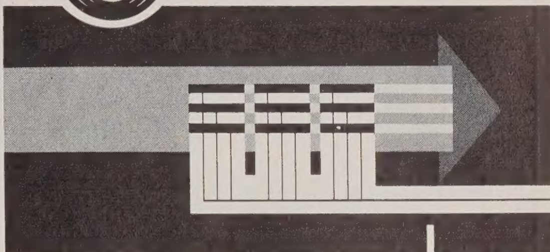
Schritthaltende Datenverarbeitung

Die volltransistorisierte, beliebig zu erweiternde Omega-Anlage kann alphanumerische Daten ohne vorherige Sortierung verarbeiten. Verschiedenartige Speicher sowie vielseitige Ein- und Ausgabegeräte passen sich jeder Organisation an. Wo es auch sei, die Omega-Anlage hält mit dem Betriebsgeschehen Schritt.

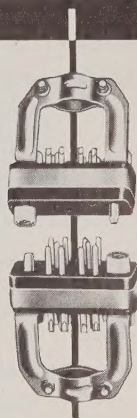
OLYMPIA WERKE AG · WILHELMSHAVEN



...SELBSTREINIGEND



. . der wachsenden natürlichen Korrosion entgegenwirkend – ist das Bestreben bei der Ausbildung von elektrischen Kontakten, die ihre Aufgabe lange und gleichbleibend sicher erfüllen sollen.
Nicht zufällig besitzt eine Bürste eine Vielzahl von Borsten, die in der Betätigungsrichtung voneinander unabhängig, hintereinander wirken.
So wird auch bei jeder Betätigung die Kontaktstelle gereinigt.

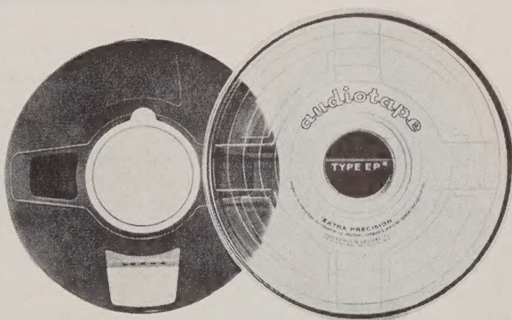


TUCHEL-KONTAKT GMBH
Heilbronn/Neckar · Postfach 920 · Tel. * 6001

Bitte besuchen Sie uns auf der Deutschen Industrie-Messe Hannover 1961 an unserem Stand 358 in Halle 10, Erdgeschoß

MAGNETBÄNDER

für Digitalrechner



Telco

GESELLSCHAFT FÜR MESS- UND FUNKTECHNIK

München-Baldham, Eichhörnchenstr. 172
Postfach 9, Telefon: Zorneding (081 06) 8392

VALVO

Hochfrequenz-Leistungstransistoren

OC 22 OC 23 OC 24

$N_{C\,max}$ = 10 W (Gehäusetemperatur 45° C)

$f_{\alpha\,b}$ = 2,5 MHz

$\overline{\alpha_e}$ = 150 bei $-I_C$ = 1 A



Mit diesen Germanium-p-n-p-Legierungstypen können Transistoren nunmehr auch da eingesetzt werden, wo bei hohen Frequenzen bzw. kurzen Schaltzeiten große Leistungen verlangt werden. Dadurch ergeben sich vor allem in der industriellen und kommerziellen Technik zahlreiche neue Möglichkeiten.



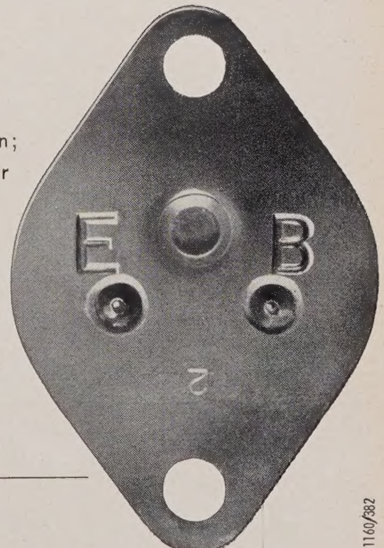


Typische Anwendungsgebiete sind:

OC 22 Schalteranwendungen aller Art für kurze Schaltzeiten; hochwertige NF-Verstärker, in denen auch bei starker Gegenkopplung keine HF-Schwingungen auftreten.

OC 23 Treiberstufen für Ferrit-Ringkernspeicher in Rechenanlagen; die Anstiegszeiten sind kleiner als 0,8 μs bei Kollektorstromimpulsen von 1 A.

OC 24 Schalteranwendungen aller Art für kurze Schaltzeiten; Mittelwellensender und Trägerfrequenzverstärker.



VALVO GMBH HAMBURG 1

Informieren Sie sich über das VALVO-Programm auf der Deutschen-Industrie-Messe Hannover Halle 11 Stand 1314

111160/382